

This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- BLACK BORDERS
- TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- FADED TEXT
- ILLEGIBLE TEXT
- SKEWED/SLANTED IMAGES
- COLORED PHOTOS
- BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS
- GRAY SCALE DOCUMENTS

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problems Mailbox.

日本国特許庁
PATENT OFFICE
JAPANESE GOVERNMENT

P/1905-102
#5
10/18/01
JD

J1000 U.S. PTO
09/853968



別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office.

出願年月日
Date of Application: 2000年 5月12日

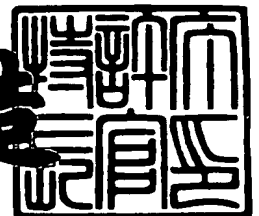
出願番号
Application Number: 特願2000-139493

出願人
Applicant(s): 日本電気株式会社

2001年 4月 6日

特許庁長官
Commissioner,
Patent Office

及川耕造



出証番号 出証特2001-3027843

【書類名】 特許願

【整理番号】 49240032

【あて先】 特許庁長官殿

【国際特許分類】 H03M 13/00

【発明者】

 【住所又は居所】 東京都港区芝五丁目 7 番 1 号 日本電気株式会社内

 【氏名】 丸 次夫

【特許出願人】

 【識別番号】 000004237

 【氏名又は名称】 日本電気株式会社

【代理人】

 【識別番号】 100077827

 【弁理士】

 【氏名又は名称】 鈴木 弘男

【手数料の表示】

 【予納台帳番号】 015440

 【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

 【物件名】 明細書 1

 【物件名】 図面 1

 【物件名】 要約書 1

【プルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 高速ターボデコーダ

【特許請求の範囲】

【請求項1】 BCJR (Bahl, Cocke, Jelinek, and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add, Compare, Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用いたターボデコーダであって、

該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力として状態メトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、該K段毎の状態メトリックを蓄積する手段を有することを特徴とする高速ターボデコーダ。

【請求項2】 前記状態メトリック更新手段においてスライディングウィンドウ型とし、該ウィンドウ内で前記K段毎の状態メトリックを蓄積することを特徴として構成される請求項1に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項3】 BCJR (Bahl, Cocke, Jelinek, and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add, Compare, Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用いたターボデコーダであって、

該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力として状態メトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、該K段毎の状態メトリック更新結果とパイプライン化された複数段のガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とす

る高速ターボデコーダ。

【請求項4】 前記K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化されたガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果は該ACS演算に用いられたステートメトリックとガンマメトリックの演算結果であって、その演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴として構成される請求項3に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項5】 BCJR (Bahl、Cocke、Jelinek、and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add、Compare、Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用いたターボデコーダであって、

該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において蓄積されたステートメトリックの複数段(K段)毎の値を第一の入力とし、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを第二の入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする高速ターボデコーダ。

【請求項6】 BCJR (Bahl、Cocke、Jelinek、and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add、Compare、Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用いたターボデコーダであって、

該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段(K段)毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリックを蓄積する手段を有することを特徴として構成し、

該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内もう一方の演算は、パイプライン化された複数段のガンマメトリック

クを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化されたガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有して構成し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を尤度演算の為の第一の入力として構成され、

パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、前記蓄積されたK段毎のステートメトリックの値を第一の入力とし、該パイプライン化されたガンマメトリックを第二の入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算の為の第二の入力として構成され、

該尤度演算は、前記尤度演算の為の第一の入力及び第二の入力に対し遅延手段を用いて同期を合わせて尤度演算を行うことを特徴とする高速ターボデコーダ。

【請求項7】 前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリックを蓄積する手段であって、

該複数段の縦続構成からなるACS演算手段の内、初段の演算を加算演算とし、二段目以降を並列成分からなるトレリス構造で構成されたACS演算手段を特徴として構成された請求項1または2に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項8】 前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリックを蓄積する手段であって、

該ステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段は、更新前のステートを示す全てのノードから更新後のステートを示す各ノードへの第一の入力し、前記複数段の縦続構成からなるACS演算結果を第二の入力として構成され、ス

テートを示すノード数分の入力によるACS演算（Add、Compare、Select演算）を特徴として構成された請求項1、2または7に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項9】 前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化された複数段のガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする構成であって、

前記パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段の内、初段の演算を加算演算とし、二段目以降を並列成分からなるトレリス構造で構成されたACS演算手段を特徴として構成された請求項3または4に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項10】 前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化された複数段のガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする構成であって、

該ステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段は、更新前のステートを示す全てのノードから更新後のステートを示す各ノードへの第一の入力し、前記複数段の縦続構成からなるACS演算結果を第二の入力として構成され、ステートを示すノード数分の入力によるACS演算（Add、Compare、Select演算）を特徴として構成された請求項3、4または9に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項11】 該ターボコードの符号化方法は並列接続型を用いたことを特徴とする請求項1ないし10のうちのいずれか1項に記載の高速ターボデコー

ダ。

【請求項 1 2】 該ターボコードの符号化方法は直列接続型を用いたことを特徴とする請求項 1 ないし 1 0 のうちのいずれか 1 項に記載の高速ターボデコーダ。

【請求項 1 3】 A C S 演算においてヤコビアンログリズムによる補正値を加算したことを特徴とする請求項 1 ないし 1 2 のうちのいずれか 1 項に記載の高速ターボデコーダ。

【発明の詳細な説明】

【 0 0 0 1 】

【発明の属する技術分野】

本発明は、ターボデコーダに関し、特にタイムラグの小さい高速動作で特性劣化の少ないターボデコーダに関する。

【 0 0 0 2 】

【従来の技術】

ターボコードと呼ばれるシャノン限界に近い復号誤り率を達成する新しい符号化法が B e r r o u らによって提案されている。その詳しい記載が「1993 年 5 月、プロシーディング・オブ・インタナショナル・コンファレンス・オブ・コミュニケーション、1064～1070 頁、P r o c e e d i n g o f I n t a r n a t i o n a l C o n f e r e n c e o f c o m m u n i c a t i o n、p p 1 0 6 4 ～ 1 0 7 0」に開示されている。

【 0 0 0 3 】

このターボコードの復号は復号複雑度が高い符号を複雑度の小さい複数の要素に分解し、それらの間の相互作用により特性を逐次的に向上させる点に特徴がある。その小さい要素に分解した復号器は M A P (M a x i m u m p o s t e r i o r i L i k e l i h o o d) 復号器で構成されており、軟入力軟出力復号となっている。この M A P 復号を忠実に実現する B C J R (B a h l , C o c k e , J e l i n e k , a n d R a v i v) アルゴリズムが知られているが、必要とされる計算量が大きく、近似による計算量を軽減する手法として M a x - L o g M A P や S O V A といったアルゴリズムが知られている。ここで、M a x -

LogMAPはBCJRにおける演算過程を対数領域で近似したものであり、SOVAは、Viterbiアルゴリズムをベースに軟入力軟出力を得られる様にしたものである。

【0004】

【発明が解決しようとする課題】

ターボコードの復号は復号複雑度が高い符号を複雑度の小さい複数の要素に分解し、それらの間の相互作用により特性を逐次的に向上させる点に特徴があるが、そのための繰り返し動作が必要になり、高速動作が困難であるという欠点が存在する。

【0005】

この欠点を克服するため、二種類の方法が考えられる。まず図15に示す方法は、N回の繰り返し機能を持つターボデコーダを複数個用いてスイッチにより切り替えながら並列動作させるもので平均処理能力としては並列動作させた分向上が見込める。しかしながら同図に示す様に入力から出力迄のタイムラグが有り、インタラクティブな動作が要求される通信には適さないという欠点がある。更に、同図に示す様に各ターボデコーダは軟判定データの繰り返し動作に必要なメモリを必要とし、全体の処理に対するメモリの比率が高く、その結果回路規模の大きなものとなるといった欠点がある。

【0006】

もう一方の方法を図16に示す。この方法は、一回の繰り返し動作を有するターボデコーダを複数個縦続接続してパイプライン動作をさせようというものである。しかしその場合も入力から出力迄のタイムラグが存在し、インタラクティブな動作が要求される通信には適さないといった欠点がある。また同様に各デコーダに軟判定情報の受け渡しの為のメモリを必要とし、回路規模の大きなものとなるといった欠点がある。

【0007】

ところで、Viterbiアルゴリズムをベースに軟入力軟出力を得られる様に近似したSOVAを用いれば高速動作は可能であるが、近似の代償として特性劣化を引き起こすといった欠点がある。

【0008】

〔発明の目的〕

次世代移動通信システムにおいて、要求されるサービスはQos (Quality of Service) によってクラス分けされており、インタラクティブ性の高いVoIP (Voice over IP) やテレコンファレンスといったクラスではタイムラグが非常に重要になってくる。

【0009】

本発明の高速ターボデコーダは、この様な高速性とインタラクティブ性が要求される通信に用いられる強力な誤り訂正手段を提供するというものであり、並列化で生じた軟判定情報のやりとりの為のメモリの増大といった回路規模の増加を生じることなく、強力な誤り訂正能力を有する高速ターボデコーダを実現するものである。

【0010】

〔課題を解決するための手段〕

本発明の高速ターボデコーダは、BCJR (Bah l, Cocke, Jelinek, and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add, Compare, Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用い、該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K 段) 毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリックを蓄積する手段を有することを特徴とする。

【0011】

また、本発明の高速ターボデコーダは、前記ステートメトリック更新手段においてスライディングウィンドウ型とし、該ウィンドウ内で前記K段毎のステートメトリックを蓄積することを特徴として構成される。

【0012】

更に本発明の高速ターボデコーダは、BCJR (Bah l, Cocke, Je

linek、and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add、Compare、Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用い、該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K 段) 毎に更新する手段を有し、該K 段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化された複数段のガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする。

【0013】

また本発明の高速ターボデコーダは、前記K 段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化されたガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果は該ACS演算に用いられたステートメトリックとガンマメトリックの演算結果であって、その演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴として構成される。

【0014】

更に本発明の高速ターボデコーダは、BCJR (Bah l、Cock e、Jelinek、and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add、Compare、Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用い、該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において蓄積されたステートメトリックの複数段 (K 段) 毎の値を第一の入力とし、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを第二の入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする。

【0015】

更に本発明の高速ターボデコーダは、BCJR (Bah l、Cock e、Jellinek、and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add、Compare、Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用い、該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内少なくとも一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリックを蓄積する手段を有することを特徴として構成し、該BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内もう一方の演算は、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化されたガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有して構成し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を尤度演算の為の第一の入力として構成され、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、前記蓄積されたK段毎のステートメトリックの値を第一の入力とし、該パイプライン化されたガンマメトリックを第二の入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算の為の第二の入力として構成され、該尤度演算は、前記尤度演算の為の第一の入力及び第二の入力に対し遅延手段を用いて同期を合わせて尤度演算を行うことを特徴とする。

【0016】

更に本発明の高速ターボデコーダは、前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、該K段

毎のステートメトリックを蓄積する手段であって、該複数段の縦続構成からなる A C S 演算手段の内、初段の演算を加算演算とし、二段目以降を並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段を特徴として構成される。

【 0 0 1 7 】

更に本発明の高速ターボデコーダは、前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなる A C S 演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K 段) 毎に更新する手段を有し、該 K 段毎のステートメトリックを蓄積する手段であって、該ステートメトリックを複数段 (K 段) 毎に更新する手段は、更新前のステートを示す全てのノードから更新後のステートを示す各ノードへの第一の入力し、前記複数段の縦続構成からなる A C S 演算結果を第二の入力として構成され、ステートを示すノード数分の入力による A C S 演算 (A d d 、 C o m p a r e 、 S e l e c t 演算) を特徴として構成される。

【 0 0 1 8 】

更に本発明の高速ターボデコーダは、前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなる A C S 演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K 段) 毎に更新する手段を有し、該 K 段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化された複数段のガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなる A C S 演算手段を有し、該縦続構成からなる A C S 演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする構成であって、前記パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなる A C S 演算手段の内、初段の演算を加算演算とし、二段目以降を並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段を特徴として構成される。

【 0 0 1 9 】

更に本発明の高速ターボデコーダは、前記パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、該パイプライン化されたガンマメトリック

を入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化された複数段のガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算を行うことを特徴とする構成であって、該ステートメトリックを複数段（K段）毎に更新する手段は、更新前のステートを示す全てのノードから更新後のステートを示す各ノードへの第一の入力し、前記複数段の縦続構成からなるACS演算結果を第二の入力として構成され、ステートを示すノード数分の入力によるACS演算（Add、Compare、Select演算）を特徴として構成される。

【0020】

更に本発明の高速ターボデコーダはその符号化方法を並列接続型としたことを特徴とする。

【0021】

更に本発明の高速ターボデコーダはその符号化方法を直列接続型としたことを特徴とする。

【0022】

更に本発明の高速ターボデコーダは、ACS演算においてヤコビアンログリズムによる補正値を加算したことを特徴とする。

【0023】

【作用】

本発明は、インタラクティブ性の高いサービスを要求するQoSに適する形で、高速でタイムラグの短い強力な誤り訂正能力を持つターボデコーダを提供するものである。

【0024】

更に、軟判定データの繰り返し使用に必要なメモリが小さく、従って回路規模の小さい高速ターボデコーダを提供するものである。

【0025】

更に本発明は、Viterbiアルゴリズムをベースに軟入力軟出力を得られ

る様に近似したSOVAを用いることなく高速動作が可能なので、近似の代償として特性劣化を引き起こすといった欠点の少ない高速ターボデコーダを提供できるのである。

【0026】

更に、各ACS演算にヤコビアンロガリズムを適用すれば、MAPを用いたBDJRアルゴリズムと等価な演算になるので特性劣化を引き起こすことがなく高速でタイムラグの短い強力な誤り訂正能力を持つターボデコーダを提供できる。

【0027】

【発明の実施の形態】

次に、本発明の実施形態について式と図面を参照しながら説明する。

【0028】

図1はACS演算によって近似したBCJRアルゴリズムを用いた例で、高速ターボデコーダの内アルファメトリック演算を行った実施例である。本実施例を説明するに当たり、半環(semiring)の概念をまず説明する。何故ならばACS演算による更新過程が2種類の演算で定義された抽象代数系である半環(semiring)で表すことが出来ることが知られているのである。例えば、この様な記載が「1996年7月、アイ・イー・イー・イー・トランザクション・オン・インフォメーション・セオリ、第42巻、第4号、1072～1092頁(IEEE Transactions on information theory, Vol.42, No.4, pp.1072-1092)」に開示されている。

【0029】

半環(semiring)は2種類の演算

$(semiRing, \oplus, \otimes)$

が定義された集合semiRingで構成され、任意の3つの元

$(a, b, c \in semiRing)$

の間で以下の関係を満たす。

注) 半環 (semiring) は環 (ring) と異なり逆元を有しない。

【0030】

(閉包則)

$$a \oplus b \in \text{semiRing}$$

$$a \otimes b \in \text{semiRing}$$

(結合則)

$$(a \oplus b) \oplus c = a \oplus (b \oplus c)$$

$$(a \otimes b) \otimes c = a \otimes (b \otimes c)$$

(単位元)

$$a \oplus m = m \oplus a = a \in (\forall a \in \text{semiRing})$$

$$a \otimes \underline{1} = \underline{1} \otimes a = a (\forall a \in \text{semiRing})$$

(ゼロ元)

$$a \otimes m = m \otimes a = m (\forall a \in \text{semiRing})$$

(分配則)

$$a \otimes (b \oplus c) = a \otimes b \oplus a \otimes c$$

$$(b \oplus c) \otimes a = b \otimes a \oplus c \otimes a$$

以上の性質を持つ半環 (semiring) を次のようにしてACS演算に当てはめる。

$$a \oplus b \equiv \max \{a, b\}$$

$$a \otimes b \equiv a + b$$

【 0 0 3 1 】

即ち加法を大きい方を選択する演算に置き換え、乗法を通常の加算に置き換える。これによって上述の m は

$$-\infty$$

に相当し、

$$1$$

は通常のゼロに相当することになる。この置き換えによって A C S 演算が半環 (s e m i r i n g) であることが容易に理解出来る。

【 0 0 3 2 】

次に、この半環の演算子を用いて状態メトリックの更新過程をて表してみると以下のようなになる。

$$S00[n+1] = \{\Gamma_n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma_n(1,1) \otimes S10[n]\}$$

$$S01[n+1] = \{\Gamma_n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma_n(0,0) \otimes S10[n]\}$$

$$S10[n+1] = \{\Gamma_n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma_n(0,1) \otimes S11[n]\}$$

$$S11[n+1] = \{\Gamma_n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma_n(1,0) \otimes S11[n]\}$$

【 0 0 3 3 】

ここで S は状態メトリックを表しサフィックスは状態で [] 内は遷移の順番を、また Γ はガンマメトリックを表しサフィックスは遷移の順番と各遷移における取りうる値を示す。上記をマトリクス表記で表す。

$$\bar{S}[n+1] = \begin{bmatrix} S00[n+1] \\ S01[n+1] \\ S10[n+1] \\ S11[n+1] \end{bmatrix}$$

$$\bar{\Gamma}_n = \begin{bmatrix} \Gamma_n(0,0) & m & \Gamma_n(1,1) & m \\ \Gamma_n(1,1) & m & \Gamma_n(0,0) & m \\ m & \Gamma_n(1,0) & m & \Gamma_n(0,1) \\ m & \Gamma_n(0,1) & m & \Gamma_n(1,0) \end{bmatrix}$$

として、

$$S[n+1] = \Gamma_n \otimes \bar{S}[n]$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma_n(0,0) & m & \Gamma_n(1,1) & m \\ \Gamma_n(1,1) & m & \Gamma_n(0,0) & m \\ m & \Gamma_n(1,0) & m & \Gamma_n(0,1) \\ m & \Gamma_n(0,1) & m & \Gamma_n(1,0) \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} S00[n+1] \\ S01[n+1] \\ S10[n+1] \\ S11[n+1] \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma_n(0,0) \otimes S00[n]\} & \oplus m & \{\Gamma_n(1,1) \otimes S10[n]\} & \oplus m \\ \{\Gamma_n(1,1) \otimes S00[n]\} & \oplus m & \{\Gamma_n(0,0) \otimes S10[n]\} & \oplus m \\ \oplus m & \{\Gamma_n(1,0) \otimes S01[n]\} & \oplus m & \{\Gamma_n(0,1) \otimes S11[n]\} \\ \oplus m & \{\Gamma_n(0,1) \otimes S01[n]\} & \oplus m & \{\Gamma_n(1,0) \otimes S11[n]\} \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma_n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma_n(1,1) \otimes S10[n]\} \\ \{\Gamma_n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma_n(0,0) \otimes S10[n]\} \\ \{\Gamma_n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma_n(0,1) \otimes S11[n]\} \\ \{\Gamma_n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma_n(1,0) \otimes S11[n]\} \end{bmatrix}$$

となる。さらに A C S 演算による更新過程を進めると、

$$\bar{S}[n+2] = \overline{\Gamma n+1} \otimes \{\overline{\Gamma n} \otimes \bar{S}[n]\}$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma n+1(0,0) & m & \Gamma n(1,1) & m \\ \Gamma n+1(1,1) & m & \Gamma n(0,0) & m \\ m & \Gamma n+1(1,0) & m & \Gamma n+1(0,1) \\ m & \Gamma n+1(0,1) & m & \Gamma n+1(1,0) \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} \{\Gamma n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,1) \otimes S10[n]\} \\ \{\Gamma n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,0) \otimes S10[n]\} \\ \{\Gamma n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,1) \otimes S11[n]\} \\ \{\Gamma n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,0) \otimes S11[n]\} \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma n+1(0,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,1) \otimes S10[n]\}\} & \oplus m \\ \{\Gamma n+1(1,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,1) \otimes S10[n]\}\} & \oplus m \\ m & \oplus \{\Gamma n+1(1,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,0) \otimes S10[n]\}\} \\ m & \oplus \{\Gamma n+1(0,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,0) \otimes S10[n]\}\} \end{bmatrix}$$

$$\oplus \{\Gamma n+1(1,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,1) \otimes S11[n]\}\} \oplus m$$

$$\oplus \{\Gamma n+1(0,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,1) \otimes S11[n]\}\} \oplus m$$

$$\oplus m \oplus \{\Gamma n+1(0,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,0) \otimes S11[n]\}\}$$

$$\oplus m \oplus \{\Gamma n+1(1,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,0) \otimes S11[n]\}\}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma n+1(0,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,1) \otimes S10[n]\}\} \oplus \{\Gamma n+1(1,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,1) \otimes S11[n]\}\} \\ \{\Gamma n+1(1,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,0) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,1) \otimes S10[n]\}\} \oplus \{\Gamma n+1(0,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,0) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,1) \otimes S11[n]\}\} \\ \{\Gamma n+1(1,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,0) \otimes S10[n]\}\} \oplus \{\Gamma n+1(0,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,0) \otimes S11[n]\}\} \\ \{\Gamma n+1(0,1)\} \otimes \{\{\Gamma n(1,1) \otimes S00[n]\} \oplus \{\Gamma n(0,0) \otimes S10[n]\}\} \oplus \{\Gamma n+1(1,0)\} \otimes \{\{\Gamma n(0,1) \otimes S01[n]\} \oplus \{\Gamma n(1,0) \otimes S11[n]\}\} \end{bmatrix}$$

となる。

【 0 0 3 4 】

一方、

$$\overline{\Gamma n+1} \otimes \overline{\Gamma n}$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma n+1(0,0) & m & \Gamma n+1(1,1) & m \\ \Gamma n+1(1,1) & m & \Gamma n+1(0,0) & m \\ m & \Gamma n+1(1,0) & m & \Gamma n+1(0,1) \\ m & \Gamma n+1(0,1) & m & \Gamma n+1(1,0) \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} \Gamma n(0,0) & m & \Gamma n(1,1) & m \\ \Gamma n(1,1) & m & \Gamma n(0,0) & m \\ m & \Gamma n(1,0) & m & \Gamma n(0,1) \\ m & \Gamma n(0,1) & m & \Gamma n(1,0) \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma n+1(0,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n+1(1,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} & \{\Gamma n+1(0,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n+1(1,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n+1(1,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n+1(0,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} & \{\Gamma n+1(1,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n+1(0,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n+1(1,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n+1(0,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} & \{\Gamma n+1(1,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n+1(0,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} \\ \{\Gamma n+1(0,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n+1(1,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} & \{\Gamma n+1(0,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n+1(1,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} \end{bmatrix}$$

であり、従って

$$\bar{S}[n+2] = (\Gamma n + i \otimes \Gamma n) \otimes \bar{S}[n]$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,0) \otimes 500[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,0) \otimes 501[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,1) \otimes 510[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,1) \otimes 511[n]\} \\ \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,0) \otimes 500[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,0) \otimes 501[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,1) \otimes 510[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,1) \otimes 511[n]\} \\ \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,1) \otimes 500[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,1) \otimes 501[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,0) \otimes 510[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,0) \otimes 511[n]\} \\ \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,1) \otimes 500[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,1) \otimes 501[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,0) \otimes 510[n]\} \otimes \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,0) \otimes 511[n]\} \end{bmatrix}$$

であるから結局、

$$\therefore \bar{S}[n+2] = \Gamma n + i \otimes \{\Gamma n \otimes \bar{S}[n]\} = (\Gamma n + i \otimes \Gamma n) \otimes \bar{S}[n]$$

を得ることが出来る。

{0035}

同様に、

$$\Gamma n + 2 \otimes (\Gamma n + i \otimes \Gamma n)$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma n + 2(0,0) & m & \Gamma n + 2(1,1) & m \\ \Gamma n + 2(1,1) & m & \Gamma n + 2(0,0) & m \\ m & \Gamma n + 2(1,0) & m & \Gamma n + 2(0,1) \\ m & \Gamma n + 2(0,1) & m & \Gamma n + 2(1,0) \end{bmatrix}$$

$$\otimes \begin{bmatrix} \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} & \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} & \{\Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} & \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} \\ \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} & \{\Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} \\ \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} & \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} \\ \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(1,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 2(1,1) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(0,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,0) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(1,0)\} \\ \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} \\ \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(1,1) \otimes \Gamma n(1,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(0,1) \otimes \Gamma n(0,0)\} & \{\Gamma n + 2(0,1) \otimes \Gamma n + 1(0,0) \otimes \Gamma n(0,1)\} \otimes \{\Gamma n + 2(1,0) \otimes \Gamma n + 1(1,0) \otimes \Gamma n(1,0)\} \end{bmatrix}$$

を続ければ、

$$\therefore \bar{S}[n+3] = \overline{\Gamma n + 2} \otimes \{\overline{\Gamma n + 1} \otimes \{\overline{\Gamma n} \otimes \bar{S}[n]\}\} = \{\overline{\Gamma n + 2} \otimes (\overline{\Gamma n + 1} \otimes \overline{\Gamma n})\} \otimes \bar{S}[n]$$

として表すことが出来る。以降この関係は任意の数に対して成り立つ。即ち、上式の意味する処は、ステートメトリックからガンマメトリックにより順次更新して得たステートメトリックも、始めにガンマメトリックによる演算

$$\{\overline{\Gamma_{n+K-1}} \otimes \cdots \otimes \overline{\Gamma_{n+2}} \otimes (\overline{\Gamma_{n+1}} \otimes \overline{\Gamma_n})\}$$

を行い、その結果に対してステートメトリックの更新演算を行っても得られる結果は同じということである。

【 0 0 3 6 】

ところで、ACS演算のスピードのボトルネックはそのフィードバック処理にあり、その他のフィードフォワード処理に対してはパイプライン構成により処理速度を上げることが可能である。上式のガンマメトリックによる演算

$$\{\overline{\Gamma_{n+K-1}} \otimes \cdots \otimes \overline{\Gamma_{n+2}} \otimes (\overline{\Gamma_{n+1}} \otimes \overline{\Gamma_n})\}$$

はフィードフォワード処理である為、高速に演算することが出来、それによって得られた結果をステートメトリックの更新に用いれば一回の遷移でK番目のステートメトリックを得ることが出来るのである。本実施例の場合K=3としているが、任意の値をKとしても本発明は適用可能である。以下K=3の場合について本実施例を説明する。上述のフィードフォワード処理で得られた演算結果を次のように表す。

$$\{\overline{\Gamma_{K \bullet (n-2)+3}} \otimes \overline{\Gamma_{K \bullet (n-2)+1}} \otimes \overline{\Gamma_{K \bullet (n-2)}}\}$$

$$= \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix}$$

【 0 0 3 7 】

アルファメトリックの更新過程は次の様になる。

$$\overline{\alpha_{K \bullet (n-2)}} = \begin{bmatrix} \alpha_{00}[K \bullet (n-2)] \\ \alpha_{01}[K \bullet (n-2)] \\ \alpha_{10}[K \bullet (n-2)] \\ \alpha_{11}[K \bullet (n-2)] \end{bmatrix}$$

と置くと、

$$\begin{aligned} \alpha[K \circ (n-1)] &= \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} \alpha_{00}[K \circ (n-2)] \\ \alpha_{01}[K \circ (n-2)] \\ \alpha_{10}[K \circ (n-2)] \\ \alpha_{11}[K \circ (n-2)] \end{bmatrix} \\ &= \begin{bmatrix} \{a_{11} \otimes \alpha_{00}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{12} \otimes \alpha_{01}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{13} \otimes \alpha_{10}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{14} \otimes \alpha_{11}[K \circ (n-2)]\} \\ \{a_{21} \otimes \alpha_{00}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{22} \otimes \alpha_{01}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{23} \otimes \alpha_{10}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{24} \otimes \alpha_{11}[K \circ (n-2)]\} \\ \{a_{31} \otimes \alpha_{00}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{32} \otimes \alpha_{01}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{33} \otimes \alpha_{10}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{34} \otimes \alpha_{11}[K \circ (n-2)]\} \\ \{a_{41} \otimes \alpha_{00}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{42} \otimes \alpha_{01}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{43} \otimes \alpha_{10}[K \circ (n-2)]\} & \{a_{44} \otimes \alpha_{11}[K \circ (n-2)]\} \end{bmatrix} \end{aligned}$$

【 0 0 3 8 】

図 1 のアルファメトリック更新回路 1 0 1 が上式の演算の相当する。尚、図中の

⊕

は通常の加算を表しており上述の半環における比較選択とは異なるものである。図 1 に示すように、アルファメトリックは $K = 3$ 段毎に更新されていくことになり、その演算結果はアルファメトリック用メモリ 1 0 2 に蓄積される。この時の蓄積されるメモリアドレスはアドレス制御用のアップダウンカウンタ 1 0 3 で指定される。

【 0 0 3 9 】

尚、この実施例では、1 フレームに相当するアルファメトリックを蓄積しているが、スライディングウィンドウ型としてウィンド内で K 段毎のアルファメトリックを蓄積する様に本発明を適用出来るのはいうまでもない。

【 0 0 4 0 】

即ちこれによって、アルファメトリック用メモリ容量を $1/K$ に削減出来、更新速度を K 倍に向上することができるのである。

【 0 0 4 1 】

次にアルファメトリック更新回路 1 0 1 の動作を説明する。更新前のアルファメトリック $\alpha_{00} [K \cdot (n-2)]$ 、 $\alpha_{01} [K \cdot (n-2)]$ 、 $\alpha_{10} [K \cdot (n-2)]$ 、及び $\alpha_{11} [K \cdot (n-2)]$ 、はレジスタ構成となっており、更新後のアルファメトリック $\alpha_{00} [K \cdot (n-1)]$ 、 $\alpha_{01} [K \cdot (n-1)]$

、 $\alpha 1 0 [K \cdot (n-1)]$ 、及び $\alpha 1 1 [K \cdot (n-1)]$ 、へは全てのアルファメトリックを示すノードからACS演算処理を介して接続されており、新たに生じたアルファメトリックをまた更新前のアルファメトリックとして用いるためフィードバック接続がなわれている。各ACS演算処理は、この実施例の場合4ステート型の符号化を用いているので4入力構成となっており、その入力は更新前の全てのアルファメトリック $\alpha 0 0 [K \cdot (n-2)]$ 、 $\alpha 0 1 [K \cdot (n-2)]$ 、 $\alpha 1 0 [K \cdot (n-2)]$ 、及び $\alpha 1 1 [K \cdot (n-2)]$ とこの後説明するガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなるACS演算結果 $a_{11} \sim a_{14}$ 、 $a_{21} \sim a_{24}$ 、 $a_{31} \sim a_{34}$ 、 $a_{41} \sim a_{44}$ の加算結果である。

【0042】

図中最上部のACS演算を例として説明すると、上式における

$$\alpha 0 [K \cdot (n-1)] = \{a_{11} \otimes \alpha 0 [K \cdot (n-2)]\} \oplus \{a_{12} \otimes \alpha 0 [K \cdot (n-2)]\} \oplus \{a_{13} \otimes \alpha 1 [K \cdot (n-2)]\} \oplus \{a_{14} \otimes \alpha 1 [K \cdot (n-2)]\}$$

に相当することになる。図と式の対応関係は、図中の加算機

⊕

を式の

⊗

に、また四入力の比較選択回路を式の中の四項を演算する

⊕

となる。

【0043】

他の項 $\alpha 0 1 [K \cdot (n-1)]$ 、 $\alpha 1 0 [K \cdot (n-1)]$ 、及び $\alpha 1 1 [K \cdot (n-1)]$ についても同様である。

【0044】

また図中のガンマメトリック演算結果104は $a_{11} \sim a_{14}$ 、 $a_{21} \sim a_{24}$ 、 $a_{31} \sim a_{34}$ 、 $a_{41} \sim a_{44}$ をベクトル表記したもので、以下の関係になっている。

$$\begin{aligned} A1[n-2] &= [a11 \ a12 \ a13 \ a14] \\ A2[n-2] &= [a21 \ a22 \ a23 \ a24] \\ A3[n-2] &= [a31 \ a32 \ a33 \ a34] \\ A4[n-2] &= [a41 \ a42 \ a43 \ a44] \end{aligned}$$

また次のアルファメトリックの更新のためA1[n-1]，A2[n-1]，A3[n-1]，及びA4[n-1]が待機して淀みなく供給される様になっている。

【 0 0 4 5 】

次にガンメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなるACS演算結果a11～a14,a21～a24,a31～a34,a41～a44を得る手段について図2を参照しながら説明する。

【 0 0 4 6 】

図中初段201はガンメトリックの加算演算を示し、その詳細な構成を図3にしめす。即ちこれは、

$$\begin{aligned} & \overline{\Gamma K \circ (n-2)+1} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n-2)} \\ &= \begin{bmatrix} \Gamma K \circ (n-2)+1(0,0) & m & \Gamma K \circ (n-2)+1(1,1) & m \\ \Gamma K \circ (n-2)+1(1,1) & m & \Gamma K \circ (n-2)+1(0,0) & m \\ m & \Gamma K \circ (n-2)+1(1,0) & m & \Gamma K \circ (n-2)+1(0,1) \\ m & \Gamma K \circ (n-2)+1(0,1) & m & \Gamma K \circ (n-2)+1(1,0) \end{bmatrix} \\ & \otimes \begin{bmatrix} \Gamma K \circ (n-2)(0,0) & m & \Gamma K \circ (n-2)(1,1) & m \\ \Gamma K \circ (n-2)(1,1) & m & \Gamma K \circ (n-2)(0,0) & m \\ m & \Gamma K \circ (n-2)(1,0) & m & \Gamma K \circ (n-2)(0,1) \\ m & \Gamma K \circ (n-2)(0,1) & m & \Gamma K \circ (n-2)(1,0) \end{bmatrix} \\ &= \begin{bmatrix} \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,0)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,0)\} \\ \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,0)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,0)\} \\ \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,1)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,1)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,1)\} \end{bmatrix} \\ & \begin{bmatrix} \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,1)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,1)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,0)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,0)\} \\ \{\Gamma K \circ (n-2)+1(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,0)\} & \{\Gamma K \circ (n-2)+1(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(1,0)\} \end{bmatrix} \end{aligned}$$

を行っており、これを

$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix}$$

とおくと、図 3 の最上部を例として示すと、

$$a_{11} = \{ \Gamma K \circ (n-2) + 1(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n-2)(0,0) \}$$

に相当することになる。図と式の対応関係は、図中の加算機



を式の



となる。

【 0 0 4 7 】

また図中のベクトル表記との関係は、以下の様になっている。

$$\begin{aligned} A1 &= [a_{11} \ a_{12} \ a_{13} \ a_{14}] \\ A2 &= [a_{21} \ a_{22} \ a_{23} \ a_{24}] \\ A3 &= [a_{31} \ a_{32} \ a_{33} \ a_{34}] \\ A4 &= [a_{41} \ a_{42} \ a_{43} \ a_{44}] \end{aligned}$$

【 0 0 4 8 】

他のA2,A3,及びA4についても上述の関係と同様である。この様にしてえられた結果は、図 2 に示す二段目以降の並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段 2 0 2 へと入力する。この実施例では並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段を一段としているが、それは $K = 3$ の場合であるためでそれ以上の値の K を用いた場合この部分は複数段の構成となる。並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段の詳細な構成を図 4 に示す。

【 0 0 4 9 】

図 4 の動作は、

$$\bar{\Gamma} \otimes \begin{bmatrix} A1 \\ A2 \\ A3 \\ A4 \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma(0,0) & m & \Gamma(1,1) & m \\ \Gamma(1,1) & m & \Gamma(0,0) & m \\ m & \Gamma(1,0) & m & \Gamma(0,1) \\ m & \Gamma(0,1) & m & \Gamma(1,0) \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} a11 & a12 & a13 & a14 \\ a21 & a22 & a23 & a24 \\ a31 & a32 & a33 & a34 \\ a41 & a42 & a43 & a44 \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma(0,0) \otimes a11\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a31\} & \{\Gamma(0,0) \otimes a12\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a32\} \\ \{\Gamma(1,1) \otimes a11\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a31\} & \{\Gamma(1,1) \otimes a12\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a32\} \\ \{\Gamma(1,0) \otimes a21\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a41\} & \{\Gamma(1,0) \otimes a22\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a42\} \\ \{\Gamma(0,1) \otimes a21\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a41\} & \{\Gamma(0,1) \otimes a22\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a42\} \\ \{\Gamma(0,0) \otimes a13\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a33\} & \{\Gamma(0,0) \otimes a14\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a34\} \\ \{\Gamma(1,1) \otimes a13\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a33\} & \{\Gamma(1,1) \otimes a14\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a34\} \\ \{\Gamma(1,0) \otimes a23\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a43\} & \{\Gamma(1,0) \otimes a24\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a44\} \\ \{\Gamma(0,1) \otimes a23\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a43\} & \{\Gamma(0,1) \otimes a24\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a44\} \end{bmatrix}$$

に相当し、これを

$$\begin{bmatrix} a11 & a12 & a13 & a14 \\ a21 & a22 & a23 & a24 \\ a31 & a32 & a33 & a34 \\ a41 & a42 & a43 & a44 \end{bmatrix}$$

と置くと、例えば図4の最上部の演算を例として示すと、

$$a11 = \{\Gamma(0,0) \otimes a11\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a31\}$$

に相当することになる。図と式の対応関係は、図中の加算機

$$\oplus$$

を式の

$$\otimes$$

となる。また二入力の比較選択回路を式の中の二項を演算する

⊕

となる。

【 0 0 5 0 】

また図 2 のベクトル表記との関係は、以下の様になっている。

$$A1(n-1) = [a11 \ a12 \ a13 \ a14]$$

$$A2(n-1) = [a21 \ a22 \ a23 \ a24]$$

$$A3(n-1) = [a31 \ a32 \ a33 \ a34]$$

$$A4(n-1) = [a41 \ a42 \ a43 \ a44]$$

【 0 0 5 1 】

他の $A2(n-1)$, $A3(n-1)$, 及び $A4(n-1)$ についても上述の関係と同様である。この様にしてえられた結果が、図 2 の出力となる。即ち、図 2 の全体を通して、

$$\{\overline{\Gamma K \circ (n-2) + 3} \otimes \{\overline{\Gamma K \circ (n-2) + 1} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n-2)}\}\}$$

$$= \begin{bmatrix} a11 & a12 & a13 & a14 \\ a21 & a22 & a23 & a24 \\ a31 & a32 & a33 & a34 \\ a41 & a42 & a43 & a44 \end{bmatrix}$$

に相当する演算を行っているのである。

【 0 0 5 2 】

尚、この例では $K = 3$ の場合を示したが、並列成分からなるトレリス構造で構成された ACS 演算手段 2 0 2 を縦続構成で増やすことにより容易に段数を増やせることはいうまでもない。

【 0 0 5 3 】

この様な構成へのガンマメトリックの供給方法を図 2 の 2 0 3 に示す。同図に示す様にガンマメトリックの供給は各段毎にパイプライン化されており、初段については上述の説明の様に加算演算のみですむ為並列に供給され、後段については段が進む毎に 1 ステップ遅らせて供給するようになっており、これによって、

処理が淀みなく進むことが出来るようになっている。

【0054】

以上説明したように、図1によるK段毎のアルファメトリック更新と蓄積動作、及び図2に示したように、そのK段毎のアルファメトリック更新動作を実現する為のACS縦続構成からなるガンマメトリック演算手段により動作速度をK倍に、且つアルファメトリック用メモリ容量を1/Kに削減出来るのである。

【0055】

以上の関係をマトリクスで表すと以下の様になる。

$$\begin{aligned} \alpha[K \circ (n-1)] &= \Gamma K \circ (n-2) + 2 \otimes \{ \Gamma K \circ (n-2) + i \otimes \{ \Gamma K \circ (n-2) \otimes \alpha[K \circ (n-2)] \} \} \\ &= \{ \Gamma K \circ (n-2) + 2 \otimes \{ \Gamma K \circ (n-2) + i \otimes \Gamma K \circ (n-2) \} \} \otimes \alpha[K \circ (n-2)] \\ &= \begin{bmatrix} A1(n-1) \\ A2(n-1) \\ A3(n-1) \\ A4(n-1) \end{bmatrix} \otimes \alpha[K \circ (n-2)] \end{aligned}$$

以上はアルファメトリックについて記したがこれをベータメトリックに置き換えて、即ちベータメトリックとアルファメトリックを置き換えても本発明が適用出来ることはいうまでもない。

【0056】

次にベータメトリックの更新過程について図5を参照しながら説明をする。

【0057】

アルファメトリックが前方演算処理に対してベータメトリックは後方演算処理になる。従って、トレリス線図に対応するマトリクスが以下の様になる。

$$\overline{\Gamma}_n = \begin{bmatrix} \Gamma_n(0,0) & \Gamma_n(1,1) & m & m \\ m & m & \Gamma_n(1,0) & \Gamma_n(0,1) \\ \Gamma_n(1,1) & \Gamma_n(0,0) & m & m \\ m & m & \Gamma_n(0,1) & \Gamma_n(1,0) \end{bmatrix}$$

【0058】

また更新が後方演算処理になる為、ガンマメトリックの演算はK=3で記すると、

$$\{\overline{\Gamma K \circ (n+1) - 3} \otimes \{\overline{\Gamma K \circ (n+1) - 2} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 1}\}\}$$

$$= \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix}$$

【0059】

アルファメトリックと同様に、

$$\overline{\beta[K \circ (n+1)]} = \begin{bmatrix} \beta_{00}[K \circ (n+1)] \\ \beta_{01}[K \circ (n+1)] \\ \beta_{10}[K \circ (n+1)] \\ \beta_{11}[K \circ (n+1)] \end{bmatrix}$$

と置くと、

$$\overline{\beta[K \circ n]} = \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} \beta_{00}[K \circ (n+1)] \\ \beta_{01}[K \circ (n+1)] \\ \beta_{10}[K \circ (n+1)] \\ \beta_{11}[K \circ (n+1)] \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{a_{11} \otimes \beta_{00}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{12} \otimes \beta_{01}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{13} \otimes \beta_{10}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{14} \otimes \beta_{11}[K \circ (n+1)]\} \\ \{a_{21} \otimes \beta_{00}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{22} \otimes \beta_{01}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{23} \otimes \beta_{10}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{24} \otimes \beta_{11}[K \circ (n+1)]\} \\ \{a_{31} \otimes \beta_{00}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{32} \otimes \beta_{01}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{33} \otimes \beta_{10}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{34} \otimes \beta_{11}[K \circ (n+1)]\} \\ \{a_{41} \otimes \beta_{00}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{42} \otimes \beta_{01}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{43} \otimes \beta_{10}[K \circ (n+1)]\} & \{a_{44} \otimes \beta_{11}[K \circ (n+1)]\} \end{bmatrix}$$

【0060】

図5のベータメトリック更新回路501が上式の演算の相当する。尚、図中の

⊕

は通常の加算を表しており上述の半環における比較選択とは異なるものである。

図5に示すように、ベータトリックはK=3段毎に更新されていくことになり、その演算結果は複数段の縦続接続構成からなるACS演算処理部502へと入力

される。このACS演算は通常のベータメトリック更新で使用する処理を多段構成したもので、例えば、この様な方法については特願平11-1924667に記載がある。従って、

$$\overline{\beta[K \circ n]} = \begin{bmatrix} \beta_{00}[K \circ n] \\ \beta_{01}[K \circ n] \\ \beta_{10}[K \circ n] \\ \beta_{11}[K \circ n] \end{bmatrix}$$

を初期値として後方演算処理を継続的に行うことになり、後方演算処理に必要なガンマメトリック供給503も各段毎にパイプライン化されており、段が進む毎に1ステップ遅らせて（後方演算なので時間的には逆になる）供給するようになっており、これによって処理が淀みなく進むことが出来る様になっている。この様に動作した結果、継続接続構成からなるACS演算処理部502の各段からベータメトリックとガンマメトリックの加算結果504をえることが出来る。図中はベクトル表記になっているので対応関係の一例を以下に示す。

$$\beta[K \circ n] + \Gamma[K \circ n - 1] = \begin{bmatrix} \beta_{00}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(0,0) \\ \beta_{00}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(1,1) \\ \beta_{01}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(1,1) \\ \beta_{01}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(0,0) \\ \beta_{10}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(1,0) \\ \beta_{10}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(0,1) \\ \beta_{11}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(0,1) \\ \beta_{11}[K \circ n] + \Gamma_{K \circ n - 1}(1,0) \end{bmatrix}$$

【0061】

継続接続構成からなるACS演算処理部502の各段からのベータメトリックとガンマメトリックの加算結果504はパイプライン化されて出力され各段が進むにしたがって1ステップずつ遅れるようになっている。従ってこの例の場合3個の値が平行して淀みなく出力され、この為、例えば特願平11-192467に開示されている通常の方法に比べ3倍の処理速度を有することになる。またKの値を増やすように構成することにより任意の処理速度の向上を図れることはい

うまでもない。

【0062】

また図中のガンマメトリック演算結果505はアルファメトリックの時に説明した内容と同様であるので説明を省略するが、更新方向がアルファメトリックが増加の方向であるのに対しベータメトリックは減少の方向である点がことなる。

【0063】

このガンマメトリック演算結果505を得る手段は図6のようになっており、図中初段601はガンマメトリックの加算演算を示し、その詳細な構成を図7に示す。アルファメトリック同様に構成出来るが、ガンマメトリックのステップの方向と後方演算によるトレリスの違いが有り、以下の様になる。

$$\overline{\Gamma K \circ (n+1) - 2} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 1}$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) & \Gamma K \circ (n+1) - 2(1,1) & m & m \\ m & m & \Gamma K \circ (n+1) - 2(1,0) & \Gamma K \circ (n+1) - 2(0,1) \\ \Gamma K \circ (n+1) - 2(1,1) & \Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) & m & m \\ m & m & \Gamma K \circ (n+1) - 2(0,1) & \Gamma K \circ (n+1) - 2(1,0) \end{bmatrix}$$

$$\otimes \begin{bmatrix} \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0) & \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,1) & m & m \\ m & m & \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,0) & \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,1) \\ \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,1) & \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0) & m & m \\ m & m & \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,1) & \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,0) \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,1)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,1)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,0)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,1)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,1) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,0)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,0)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,1)\} \\ \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,1)\} & \{\Gamma K \circ (n+1) - 2(1,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(1,0)\} \end{bmatrix}$$

これを

$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix}$$

と置く。図 7 の最上部を例として示すと、

$$a_{11} = \{ \Gamma K \circ (n+1) - 2(0,0) \otimes \Gamma K \circ (n+1) - 1(0,0) \}$$

に相当することになる。図と式の対応関係は、図中の加算機

⊕

を式の

⊗

となる。他も同様である。

【 0 0 6 4 】

この様にしてえられた結果は、図 6 に示す二段目以降の並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段 6 0 2 へと入力する。この実施例では並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段を一段としているが、それは $K = 3$ の場合であるためでそれ以上の値の K を用いた場合この部分は複数段の構成となる。並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段の詳細な構成を図 8 に示す。

【 0 0 6 5 】

図 8 の動作は、ベータメトリックが後方演算処理のためトレリス線図に対応するマトリクスがアルファメトリックと変わり、以下のようなになる。

$$\bar{\Gamma} \otimes \begin{bmatrix} A1 \\ A2 \\ A3 \\ A4 \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \Gamma(0,0) & \Gamma(1,1) & \bar{m} & \bar{m} \\ \bar{m} & \bar{m} & \Gamma(1,0) & \Gamma(0,1) \\ \Gamma(1,1) & \Gamma(0,0) & \bar{m} & \bar{m} \\ \bar{m} & \bar{m} & \Gamma(0,1) & \Gamma(1,0) \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} a11 & a12 & a13 & a14 \\ a21 & a22 & a23 & a24 \\ a31 & a32 & a33 & a34 \\ a41 & a42 & a43 & a44 \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \{\Gamma(0,0) \otimes a11\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a21\} & \{\Gamma(0,0) \otimes a12\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a22\} \\ \{\Gamma(1,0) \otimes a31\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a41\} & \{\Gamma(1,0) \otimes a32\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a42\} \\ \{\Gamma(1,1) \otimes a11\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a21\} & \{\Gamma(1,1) \otimes a12\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a22\} \\ \{\Gamma(0,1) \otimes a31\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a41\} & \{\Gamma(0,1) \otimes a32\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a42\} \\ \{\Gamma(0,0) \otimes a13\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a23\} & \{\Gamma(0,0) \otimes a14\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a24\} \\ \{\Gamma(1,0) \otimes a33\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a43\} & \{\Gamma(1,0) \otimes a34\} \oplus \{\Gamma(0,1) \otimes a44\} \\ \{\Gamma(1,1) \otimes a13\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a23\} & \{\Gamma(1,1) \otimes a14\} \oplus \{\Gamma(0,0) \otimes a24\} \\ \{\Gamma(0,1) \otimes a33\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a43\} & \{\Gamma(0,1) \otimes a34\} \oplus \{\Gamma(1,0) \otimes a44\} \end{bmatrix}$$

これを

$$\begin{bmatrix} a11 & a12 & a13 & a14 \\ a21 & a22 & a23 & a24 \\ a31 & a32 & a33 & a34 \\ a41 & a42 & a43 & a44 \end{bmatrix}$$

と置くと、例えば図 8 の最上部の演算を例として示すと、

$$a11 = \{\Gamma(0,0) \otimes a11\} \oplus \{\Gamma(1,1) \otimes a21\}$$

に相当することになる。図と式の対応関係は、図中の加算機

$$\oplus$$

を式の

$$\otimes$$

となる。また二入力の比較選択回路を式の中の二項を演算する

⊕

となる。

【 0 0 6 6 】

他も同様である。この様にしてえられた結果が、図 6 の出力となる。即ち、図 6 の全体を通して、

$$\left\{ \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 3} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 2} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 1} \right\}$$

$$= \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix}$$

に相当する演算を行っているのである。

【 0 0 6 7 】

尚、この例では $K = 3$ の場合を示したが、並列成分からなるトレリス構造で構成された A C S 演算手段 6 0 2 を縦続構成で増やすことにより容易に段数を増やせることはいうまでもない。

【 0 0 6 8 】

この様な構成へのガンマメトリックの供給方法を図 6 の 6 0 3 に示す。同図に示す様にガンマメトリックの供給は各段毎にパイプライン化されており、初段については上述の説明の様に加算演算のみですむ為並列に供給され、後段については段が進む毎に 1 ステップ遅らせて供給するようになっており、これによって、処理が淀みなく進むことが出来るようになっている。

【 0 0 6 9 】

以上説明したように、図 5 による K 段毎のベータメトリックの更新と K 倍の速度を持つベータメトリックとガンマメトリックの加算結果 5 0 4 と、その K 段毎のベータメトリック更新動作を実現す為の A C S 縦続構成からなるガンマメトリック演算手段により動作速度を K 倍する事が出来るのである。

【 0 0 7 0 】

ベータメトリックの更新過程をマトリクスで表すと以下の様になる。

$$\begin{aligned}\bar{\beta}[K \circ n] &= \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 3} \otimes \left\{ \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 2} \otimes \left\{ \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 1} \otimes \bar{\beta}[K \circ (n+1)] \right\} \right\} \\ &= \left\{ \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 3} \otimes \left(\overline{\Gamma K \circ (n+1) - 2} \otimes \overline{\Gamma K \circ (n+1) - 1} \right) \right\} \otimes \bar{\beta}[K \circ (n+1)] \\ &= \begin{bmatrix} A1(n+1) \\ A2(n+1) \\ A3(n+1) \\ A4(n+1) \end{bmatrix} \otimes \bar{\beta}[K \circ (n+1)]\end{aligned}$$

where, $K = 3$

尚、以上はベータトリックについて記したがこれをアルファメトリックに置き換えても本発明が適用出来ることはいうまでもない。

【 0 0 7 1 】

この様にして得られた高速動作アルファメトリックとベータメトリックを元に尤度演算を高速に行う方法について説明する。

【 0 0 7 2 】

先ず前述した様にK段毎に蓄積されたアルファメトリック用メモリ102から高速にアルファメトリックを復帰される手段について図9を参照しながら説明する。同図には説明の都合上既に説明したアルファメトリック用メモリ102とそのアドレスを制御するU/Dカウンタ103も再記している。このアドレスを制御するU/Dカウンタ103は図1で示したK段毎に蓄積動作ではアップカウンタ動作を行ってアドレスをインクリメントしていくが、図9では読み出し処理で、ダウンカウンタ動作になり、デクリメントして行くことになる。この読み出されたアルファメトリックを例として $\alpha 00[K \cdot (n-1)]$, $\alpha 01[K \cdot (n-1)]$, $\alpha 10[K \cdot (n-1)]$, 及び $\alpha 11[K \cdot (n-1)]$,とする。この読み出されたアルファメトリックは複数段の縦続接続構成からなるACS演算処理部901へと入力される。このACS演算は通常のアルファメトリック更新で使用されている処理を多段構成したもので、例えばこの様な方法については特願平11-1924667に記載がある。従って、

$$\overline{\alpha[K \circ (n-1)]} = \begin{bmatrix} \alpha 00[K \circ (n-1)] \\ \alpha 01[K \circ (n-1)] \\ \alpha 10[K \circ (n-1)] \\ \alpha 11[K \circ (n-1)] \end{bmatrix}$$

を初期値として前方演算処理を継続的に行うことになり、前方演算処理に必要なガンマトリック供給 9 0 2 も各段毎にパイプライン化されており、段が進む毎に 1 ステップ進ませて供給するようになっており、これによって処理が淀みなく進むことが出来る様になっている。尚図中で記しているガンマトリック供給 9 0 2 はベクトル表記になっており例えば以下の様な関係にある。

$$[\Gamma K \circ (n-1)] = \begin{bmatrix} \Gamma K \circ (n-1)(0,0) \\ \Gamma K \circ (n-1)(0,1) \\ \Gamma K \circ (n-1)(1,0) \\ \Gamma K \circ (n-1)(1,1) \end{bmatrix}$$

【 0 0 7 3 】

また、ガンマトリック供給は段毎に 1 ステップ進ませて供給するが、時刻に対しては K ずつ遅らせる様になっておりこれは尤度演算時にベータメトリックの後方処理にタイミングを合わせる為である。

【 0 0 7 4 】

この様に動作した結果、継続接続構成からなる A C S 演算処理部 9 0 1 の各段からアルファメトリック 9 0 3 を得ることが出来る。

【 0 0 7 5 】

この出力結果である 9 0 3 もパイプライン化されて出力され各段が進むにしたがって 1 ステップずつ進むようになっている。従ってこの例の場合 3 個の値が平行して淀みなく出力され、この為、例えば特願平 1 1 - 1 9 2 4 6 7 に開示されている通常の方法に比べ 3 倍の処理速度を有することになる。また K の値を増やすように構成することにより任意の処理速度の向上を図れることはいうまでもない。

【 0 0 7 6 】

図 1 0 はこの様にして得られたアルファメトリックとベータメトリックを元に行う尤度演算処理を示した図である。図中 1 0 0 1 は図 5 のベータメトリックとガンマメトリックの加算結果を生み出す処理を示し、1 0 0 2 は上記で説明した図 9 のアルファメトリックを再生する手段を示す。図中 1 0 0 3 は尤度演算を行う処理を示し、1 0 0 1 と 1 0 0 2 から遅延手段 1 0 0 4 と 1 0 0 5 を介してベータメトリックとガンマメトリックの加算結果及びアルファメトリックがそれぞれ K のパラレル構成で供給されている。この遅延手段によって尤度演算に必要な処理の同期合わせが行われ、K 個同時に各情報ビットに対する対数尤度比 1 0 0 6 を得ることが出来る様になっている。図 1 1 は尤度演算処理を示したもので、例えば特願平 1 1 - 1 9 2 4 6 7 に開示されている通常の方法である。本実施例の場合、この尤度演算処理を K 個用いて 1 0 0 3 を構成している。従って K 倍の処理速度を実現出来るのである。

【 0 0 7 7 】

次に、本発明を並列接続型と直列接続型のターボ符号化に適用した場合について説明する。図 1 2 は、並列接続型のターボ符号化を、図 1 3 は直列接続型のターボ符号化を示す。両図から分かる様にコンポーネント符号化は並列接続型も直列接続型も同じ構造を取る。従って、本発明の B C J R アルゴリズムについてみれば同様な方法で本発明が適用出来ることが分かる。詳細な方法が特願平 1 1 - 1 9 2 4 6 7 に開示されている。

【 0 0 7 8 】

また、ヤコビアンロガリズムにより補正項を加算した A C S 演算を図 1 3 に示す。本発明の A C S 演算を図 1 4 に示す手段に置き換えることによりヤコビアンロガリズムを適用したターボデコーダが実現可能である。

【 0 0 7 9 】

以下ヤコビアンロガリズムにより補正項を加算した A C S 演算が半環 (s e m i r i n g) をなることを説明する。ヤコビアンロガリズムは補正項

$$f_c(\delta_1 - \delta_2)$$

を

$$|\delta_1 - \delta_2|$$

の関数としてテーブルで参照することで B C J R アルゴリズムと等価な演算を対数領域で行うものであり、

$$\ln(e^{\delta_1} + e^{\delta_2}) = \max(\delta_1, \delta_2) + \ln(1 + e^{-|\delta_2 - \delta_1|}) = \max(\delta_1, \delta_2) + f_c(|\delta_2 - \delta_1|)$$

なる演算を基本としている。これを上述の半環 (s e m i r i n g) に当てはめると、以下の様になる。例えば、

$$\begin{aligned} a \otimes (b \oplus c) &= a + \{\max(a, b) + f_c(|b - c|)\} \\ &= \max\{(a + b), (a + c)\} + f_c\{|(a + b) - (a + c)|\} \\ &= (a \otimes b) \oplus (a \otimes c) \end{aligned}$$

また同様に、

$$\begin{aligned} (b \oplus c) \otimes a &= \{\max(b, c) + f_c(|c - b|)\} + a \\ &= \max\{(b + a), (c + a)\} + f_c\{|(c + a) - (b + a)|\} \\ &= (b \otimes a) \oplus (c \otimes a) \end{aligned}$$

従って、ヤコビアンロガリズムが半環 (s e m i r i n g) における分配則を満足することがわかる。また、演算

$$\oplus$$

における結合則は、

$$(a \oplus b) \oplus c = \ln(e^a + e^b + e^c) = a \oplus (b \oplus c)$$

となる。

$$[0080]$$

即ち、

$$(a \oplus b) = A = \ln(e^a + e^b) = \ln(e^a)$$

と置くと、上式左辺は、

$$(a \oplus b) \oplus c = \ln(e^A + e^C) = A \oplus c$$

なる演算をすることに相当し、

$$(b \oplus c) = C = \ln(e^b + e^c) = \ln(e^C)$$

と置くと、上式右辺は、

$$(a \oplus b) \oplus c = \ln(e^a + e^C) = a \oplus C$$

なる演算をすることになる。従って、

ともに

$$\ln(e^a + e^b + e^c)$$

となるのである。

【0081】

また、演算

$$\oplus$$

における単位元 m ($= -\infty$) は、

$$(a \oplus m) = \ln(e^a + e^m) = \ln(e^a + 0) = a$$

となって、上述の論理をそのまま用いることが出来る。

【0082】

その他は自明なので説明を省略する。

【0083】

この様に半環 (semiring) の性質を持つヤコビアンロガリズムの演算を実際に用いてみると、

$$\begin{aligned}
\bar{A} \otimes (\bar{B} \otimes \bar{S}) &= \bar{A} \otimes \left\{ \begin{bmatrix} b_{11} & - & - & b_{1n} \\ | & - & - & | \\ | & - & - & | \\ b_{n1} & - & - & b_{nn} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} s_1 \\ | \\ | \\ s_n \end{bmatrix} \right\} \\
&= \bar{A} \otimes \begin{bmatrix} \sum_i b_{1i} \otimes s_i \\ | \\ | \\ \sum_i b_{ni} \otimes s_i \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} a_{11} & - & - & a_{1n} \\ | & - & - & | \\ | & - & - & | \\ a_{n1} & - & - & a_{nn} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} \sum_i b_{1i} \otimes s_i \\ | \\ | \\ \sum_i b_{ni} \otimes s_i \end{bmatrix} \\
&= \begin{bmatrix} \sum_j a_{1j} \otimes \left(\sum_i b_{ji} \otimes s_i \right) \\ | \\ | \\ \sum_j a_{nj} \otimes \left(\sum_i b_{ji} \otimes s_i \right) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \sum_j \sum_i a_{1j} \otimes b_{ji} \otimes s_i \\ | \\ | \\ \sum_j \sum_i a_{nj} \otimes b_{ji} \otimes s_i \end{bmatrix}
\end{aligned}$$

[∵ 分配則 $a \otimes (b \oplus c) = a \otimes b \oplus a \otimes c$]

where, \sum は \oplus の演算による。

【0084】

例えば、 $n=4$ を例にとってみると、

$$\bar{A} \otimes (\bar{B} \otimes \bar{S})$$

$$= \begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} & a_{14} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} & a_{24} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} & a_{34} \\ a_{41} & a_{42} & a_{43} & a_{44} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} (b_{11} \otimes s_1) \oplus (b_{12} \otimes s_2) \oplus (b_{13} \otimes s_3) \oplus (b_{14} \otimes s_4) \\ (b_{21} \otimes s_1) \oplus (b_{22} \otimes s_2) \oplus (b_{23} \otimes s_3) \oplus (b_{24} \otimes s_4) \\ (b_{31} \otimes s_1) \oplus (b_{32} \otimes s_2) \oplus (b_{33} \otimes s_3) \oplus (b_{34} \otimes s_4) \\ (b_{41} \otimes s_1) \oplus (b_{42} \otimes s_2) \oplus (b_{43} \otimes s_3) \oplus (b_{44} \otimes s_4) \end{bmatrix}$$

$$= \begin{bmatrix} \sum_j a_{1j} \otimes \{(b_{j1} \otimes s_1) \oplus (b_{j2} \otimes s_2) \oplus (b_{j3} \otimes s_3) \oplus (b_{j4} \otimes s_4)\} \\ \sum_j a_{2j} \otimes \{(b_{j1} \otimes s_1) \oplus (b_{j2} \otimes s_2) \oplus (b_{j3} \otimes s_3) \oplus (b_{j4} \otimes s_4)\} \\ \sum_j a_{3j} \otimes \{(b_{j1} \otimes s_1) \oplus (b_{j2} \otimes s_2) \oplus (b_{j3} \otimes s_3) \oplus (b_{j4} \otimes s_4)\} \\ \sum_j a_{4j} \otimes \{(b_{j1} \otimes s_1) \oplus (b_{j2} \otimes s_2) \oplus (b_{j3} \otimes s_3) \oplus (b_{j4} \otimes s_4)\} \end{bmatrix}$$

where, \sum は \oplus の演算による。

【 0 0 8 5 】

ここで、上式における

$$(b_{11} \otimes s_1) \oplus (b_{12} \otimes s_2) \oplus (b_{13} \otimes s_3) \oplus (b_{14} \otimes s_4)$$

は以下の方法で逐次的に演算出来、上述のハードウェア構成に図 1 4 を用いて実現出来る。

【 0 0 8 6 】

今、

$$a \oplus b \oplus c \oplus d$$

を演算するに当たって、

先ず、

$$a \oplus b = \ln(e^a + e^b) = \ln(e^a) = a$$

を計算し、

次に、

$$c \oplus d = \ln(e^c + e^d) = \ln(e^b) = \beta$$

を計算する。

最後に、

$$\alpha \oplus \beta = \ln(e^\alpha + e^\beta) = \ln(e^\lambda) = \lambda$$

を計算すれば、

$$a \oplus b \oplus c \oplus d = \{\ln(e^a + e^b)\} \oplus \{\ln(e^c + e^d)\} = \alpha \oplus \beta = \ln(e^\alpha + e^\beta) = \ln(e^\lambda) = \lambda$$

となる。従って、逐次的に計算しても同じ結果が得られることになる。

一方、

$$\begin{aligned}
 (\bar{A} \otimes \bar{B}) \otimes \bar{S} &= \left\{ \begin{bmatrix} a_{11} & - & - & a_{1n} \\ | & - & - & | \\ | & - & - & | \\ a_{n1} & - & - & a_{nn} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} b_{11} & - & - & b_{1n} \\ | & - & - & | \\ | & - & - & | \\ b_{n1} & - & - & b_{nn} \end{bmatrix} \right\} \otimes \begin{bmatrix} s_1 \\ | \\ | \\ s_n \end{bmatrix} \\
 &= \begin{bmatrix} \sum_i a_{1i} \otimes b_{i1} & - & - & \sum_i a_{1i} \otimes b_{in} \\ | & - & - & | \\ | & - & - & | \\ \sum_i a_{ni} \otimes b_{i1} & - & - & \sum_i a_{ni} \otimes b_{in} \end{bmatrix} \otimes \begin{bmatrix} s_1 \\ | \\ | \\ s_n \end{bmatrix} \\
 &= \begin{bmatrix} \sum_j \left(\sum_i a_{1i} \otimes b_i \right) \otimes s_j \\ | \\ | \\ \sum_j \left(\sum_i a_{ni} \otimes b_i \right) \otimes s_j \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \sum_j \sum_i a_{1i} \otimes b_i \otimes s_j \\ | \\ | \\ \sum_j \sum_i a_{ni} \otimes b_i \otimes s_j \end{bmatrix}
 \end{aligned}$$

[∵ 分配則 $(b \oplus c) \otimes a = b \otimes a \oplus c \otimes a$]

where, \sum は \oplus の演算による。

【0087】

従って、i、j を入れ替えれば上式を同じになり、結局、ヤコビアンログリズムにおいても、

$$\bar{A} \otimes (\bar{B} \otimes \bar{S}) = (\bar{A} \otimes \bar{B}) \otimes \bar{S}$$

が成り立ち、この関係を逐次的に用いれば、上述のACS演算の順序変更による高速手法である、

$$\bar{A} \otimes \{\bar{B} \otimes (\bar{C} \otimes \bar{S})\} = \bar{A} \otimes \{(\bar{B} \otimes \bar{C}) \oplus \bar{S}\} = \{\bar{A} \otimes (\bar{B} \otimes \bar{C})\} \oplus \bar{S}$$

をそのままヤコビアンログリズムに適用することが出来、同じ論理で項の数を幾らでも拡大することが可能である。

【 0 0 8 8 】

即ち、図 1 4 のヤコビアンログリズムにおける ACS を用いたとしても本発明の適用が可能である。

【 0 0 8 9 】

【発明の効果】

以上説明した様に、本発明の高速ターボデコーダを用いれば、高速性とインタラクティブ性が要求される通信において、強力な誤り訂正手段を提供することが出来、その為のメモリ容量の増大といった回路規模の増加を生じることなく、タイムラグの少ない誤り訂正手段を提供することが出来る。

【 0 0 9 0 】

更に本発明は、並列接続型のターボ符号化にも直列接続型のターボ符号化にも適用が可能であり、要求される Q o s によって柔軟に構成することが出来る。

【 0 0 9 1 】

更に本発明は、ヤコビアンログリズムの適用が可能であり、更に誤り訂正能力の向上を図ることが出来る。

【図面の簡単な説明】

【図 1】

本発明の高速ターボデコーダを適用した実施例で、アルファメトリック演算を示した図である。

【図 2】

アルファメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなる ACS 演算を示した図である。

【図 3】

アルファメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなる ACS 演算の内の初段構成例を示した図である。

【図 4】

アルファメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなる ACS 演算の内の次段以降で並列成分からなるトレリス構造で構成された ACS 演算手段を示した図である。

【図 5】

本発明の高速ターボデコーダを適用した実施例で、ベータメトリック演算を示した図である。

【図 6】

ベータメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなる ACS 演算を示した図である。

【図 7】

ベータメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなる ACS 演算の内の初段構成例を示した図である。

【図 8】

ベータメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の縦続接続構成からなる ACS 演算の内の次段以降で並列成分からなるトレリス構造で構成された ACS 演算手段を示した図である。

【図 9】

アルファメトリック再生回路を示した図である。

【図 10】

尤度演算処理部を示した図である。

【図 11】

尤度演算処理回路を示した図である。

【図 12】

並列接続型のターボ符号化処理を示した図である。

【図 13】

直列接続型のターボ符号化処理を示した図である。

【図 14】

並列接続型のターボ符号化処理のヤコビアンログリズム構成例を示した図である。

【図 15】

スイッチ切り替え型の並列動作例を示した図である。

【図 16】

パイプライン型の縦続構成例を示した図である。

【符号の説明】

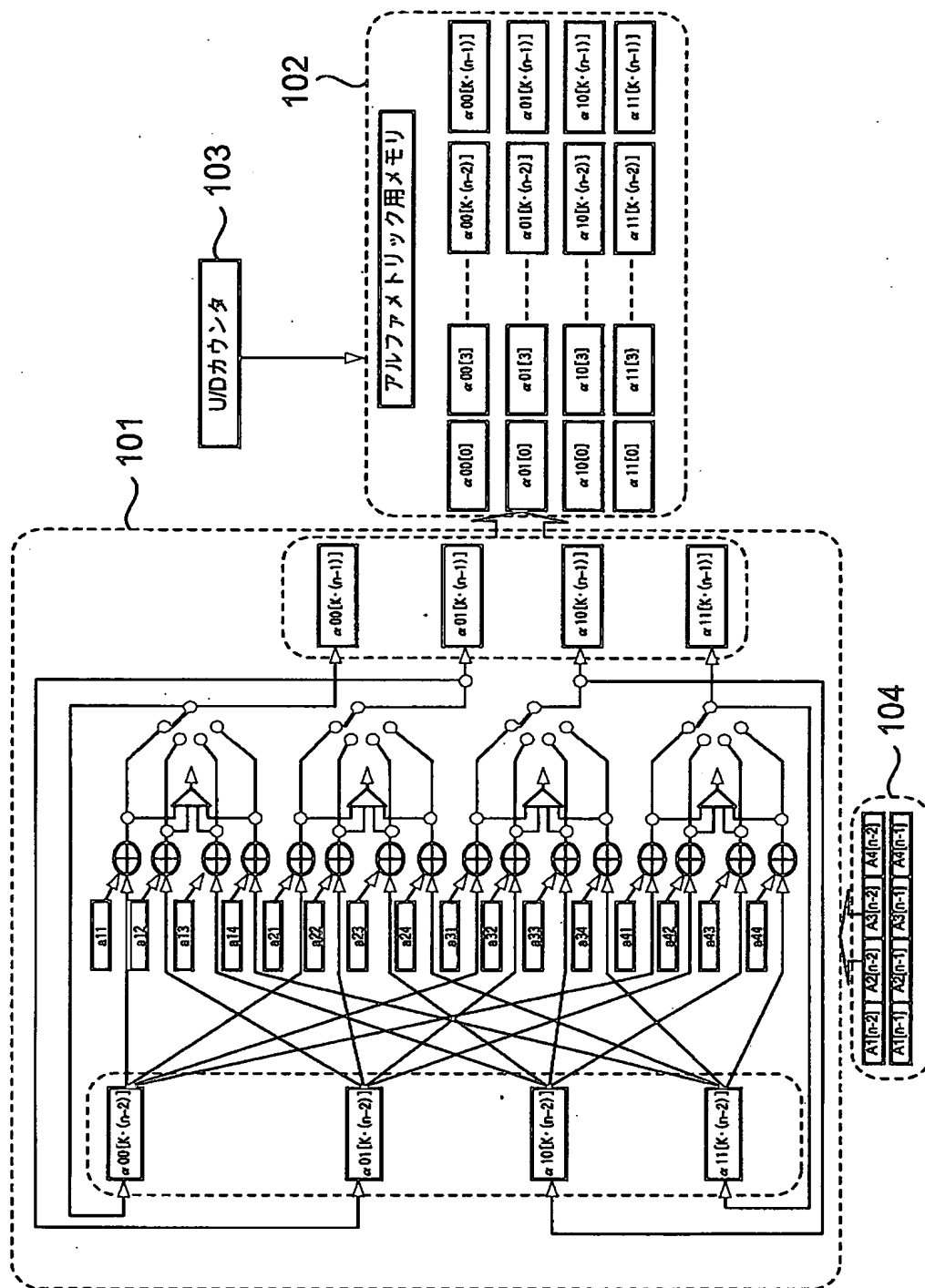
- 1 0 1 アルファメトリック更新回路
- 1 0 2 アルファメトリック用メモリ
- 1 0 3 アドレス制御用のアップダウンカウンタ
- 1 0 4 ガンマメトリック演算結果
- 2 0 1 アルファメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段
の縦続接続構成からなる A C S 演算の内の初段
- 2 0 2 アルファメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段
の縦続接続構成からなる A C S 演算の内の次段以降で並列成分からなるトレリス
構造で構成された A C S 演算手段
- 2 0 3 ガンマメトリック供給手段
- 5 0 1 ベータメトリック更新回路
- 5 0 2 複数段の縦続接続構成からなる A C S 演算処理部
- 5 0 3 ガンマメトリック供給手段
- 5 0 4 ベータメトリックとガンマメトリックの加算結果
- 5 0 5 ガンマメトリック演算結果
- 6 0 1 ベータメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の
縦続接続構成からなる A C S 演算の内の初段
- 6 0 2 ベータメトリック演算用のガンマメトリックを入力として複数段の
縦続接続構成からなる A C S 演算の内の次段以降で並列成分からなるトレリス構
造で構成された A C S 演算手段
- 6 0 3 ガンマメトリック供給手段
- 9 0 1 複数段の縦続接続構成からなる A C S 演算処理部
- 9 0 2 ガンマメトリック供給手段
- 9 0 3 アルファメトリック再生結果
- 1 0 0 1 ベータメトリックとガンマメトリックを加算結果生成処理
- 1 0 0 2 アルファメトリック再生部
- 1 0 0 3 尤度演算処理部

1 0 0 4、1 0 0 5 遅延手段

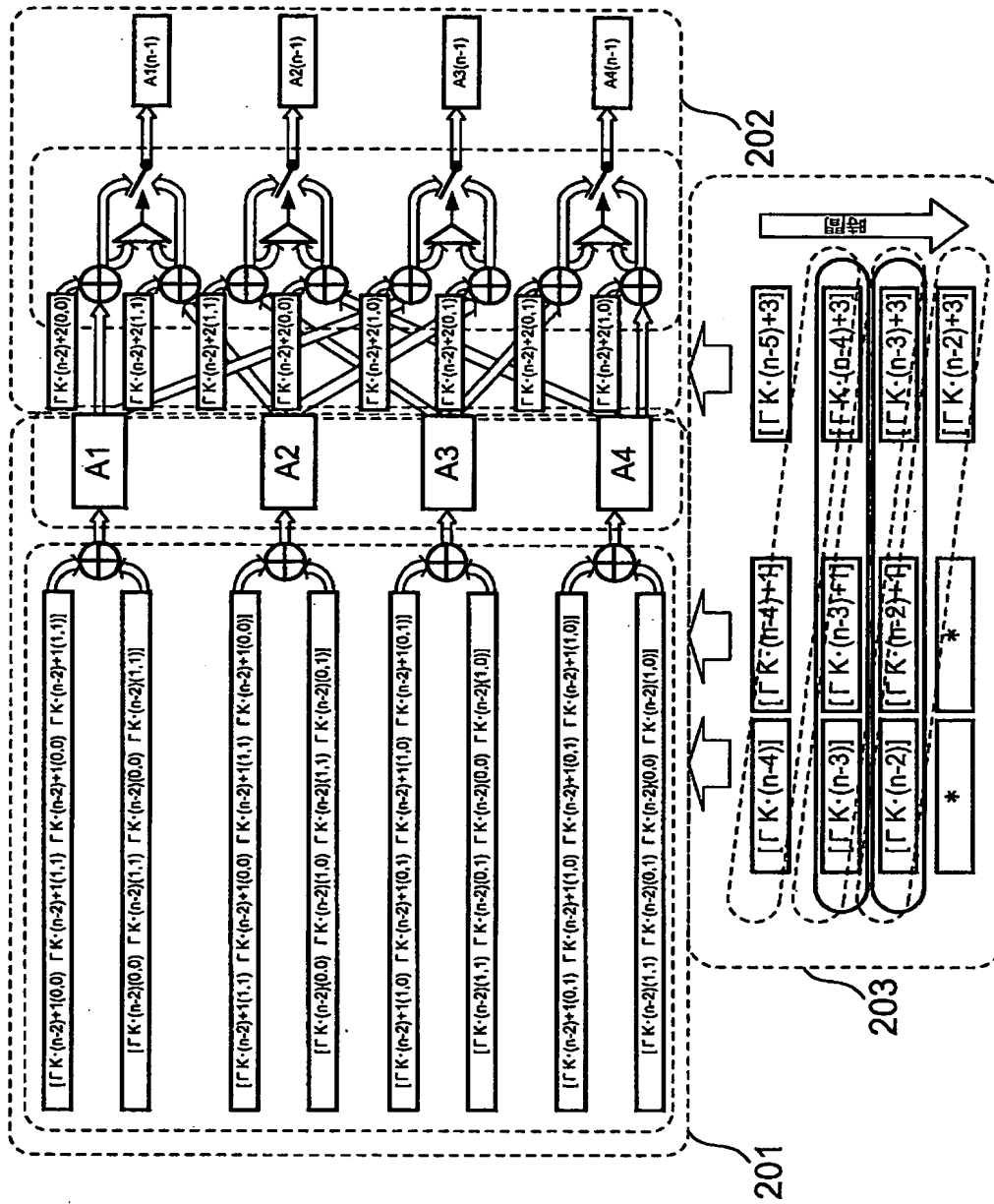
1 0 0 6 情報ビット対数尤度比出力

【書類名】 図面

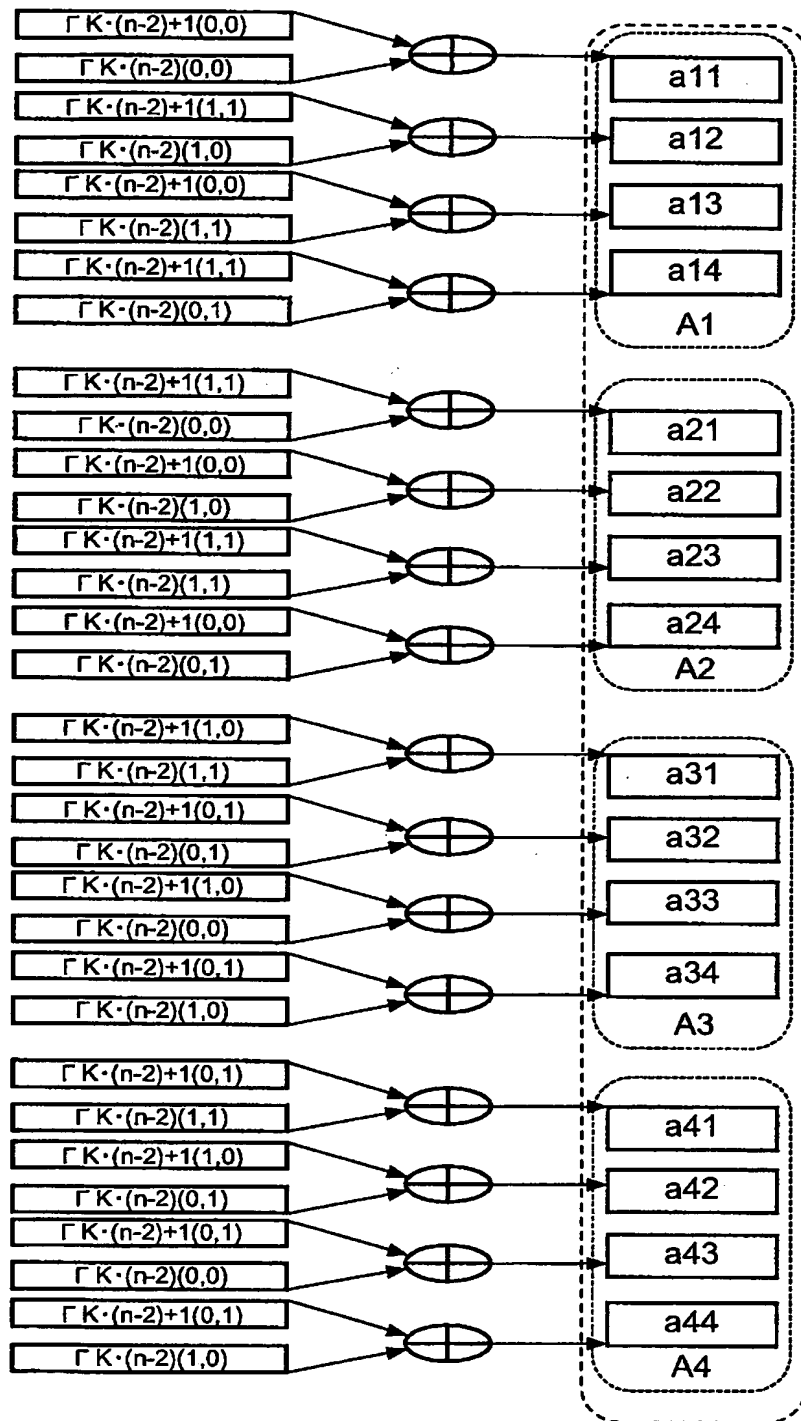
【図 1】



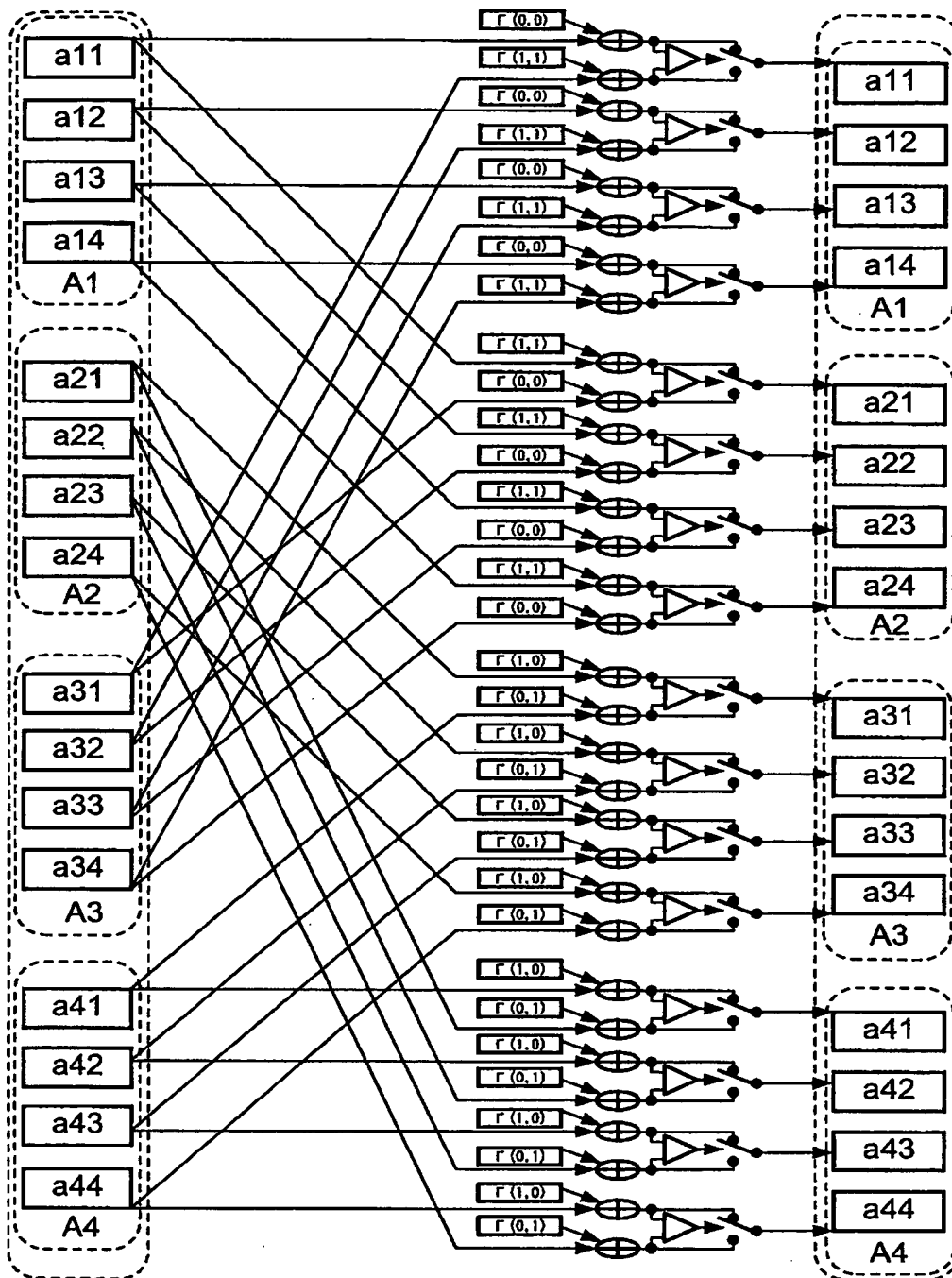
【図 2】



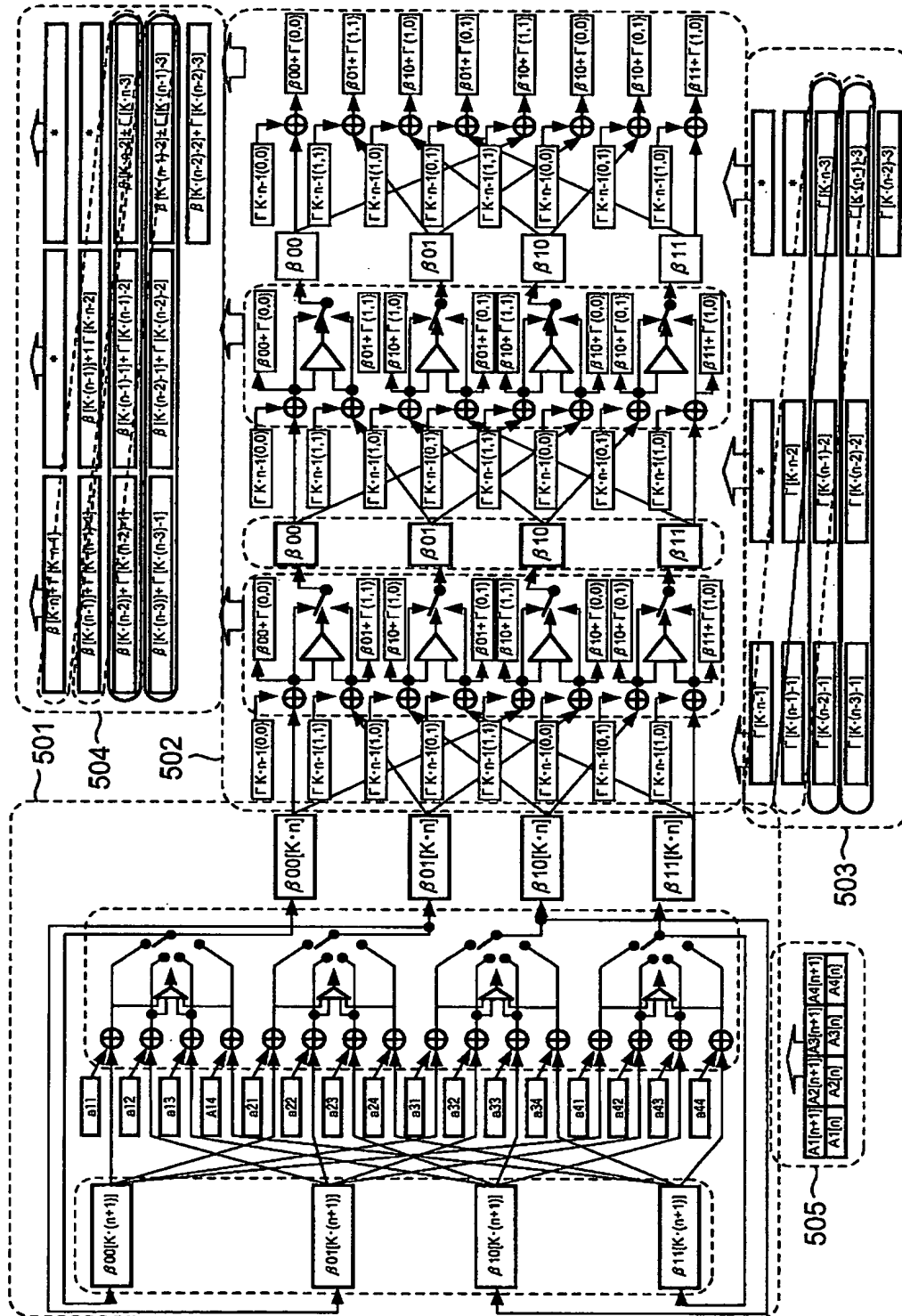
【図 3】



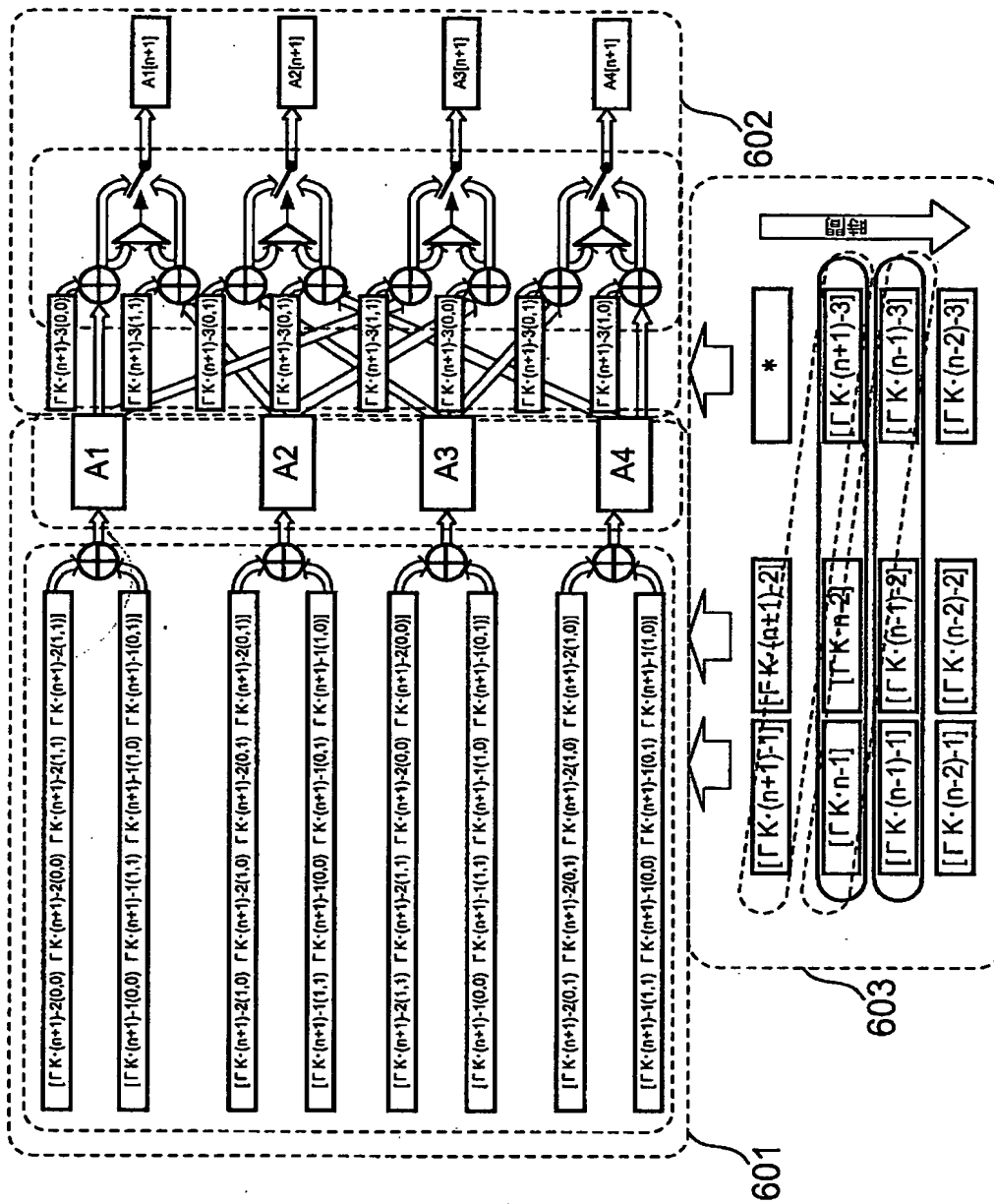
【図 4】



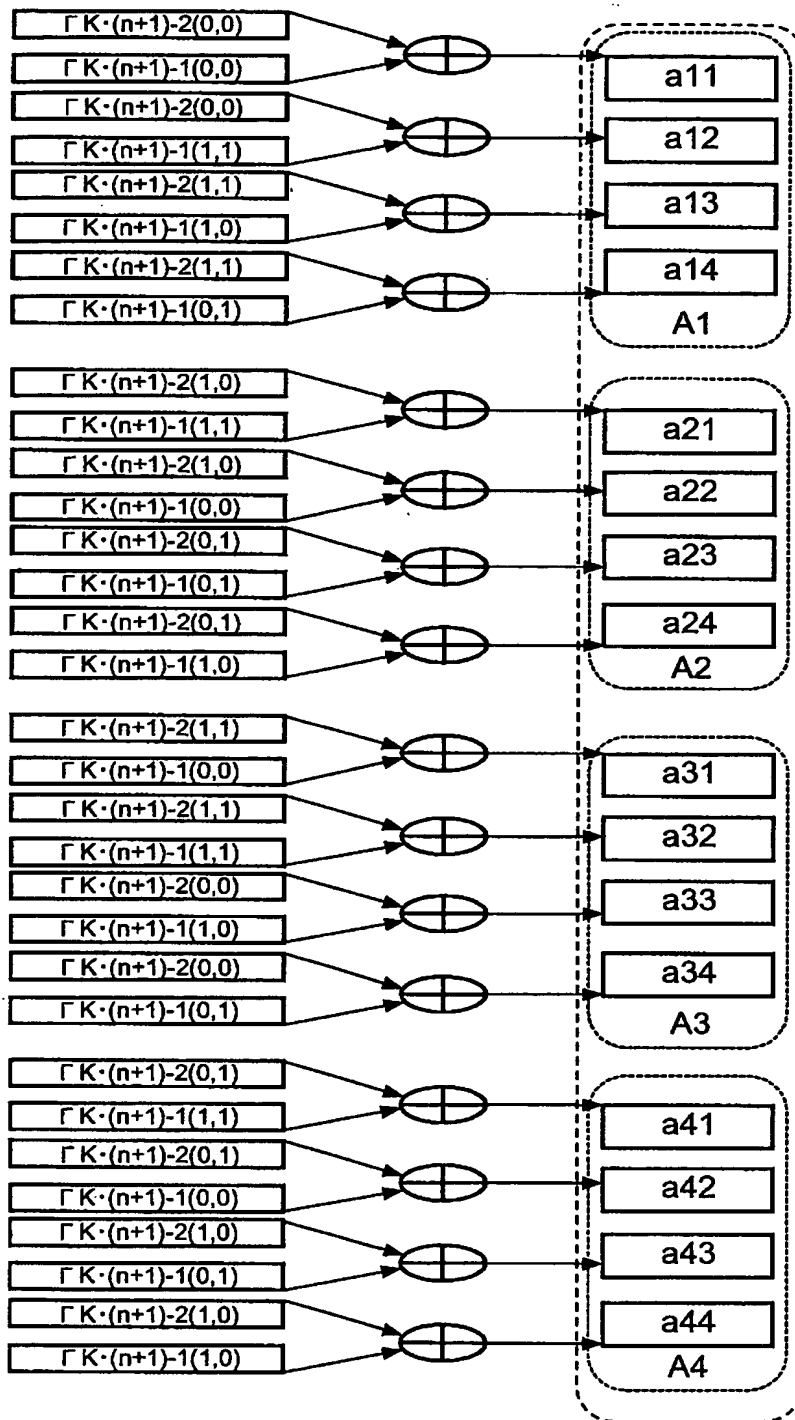
【図 5】



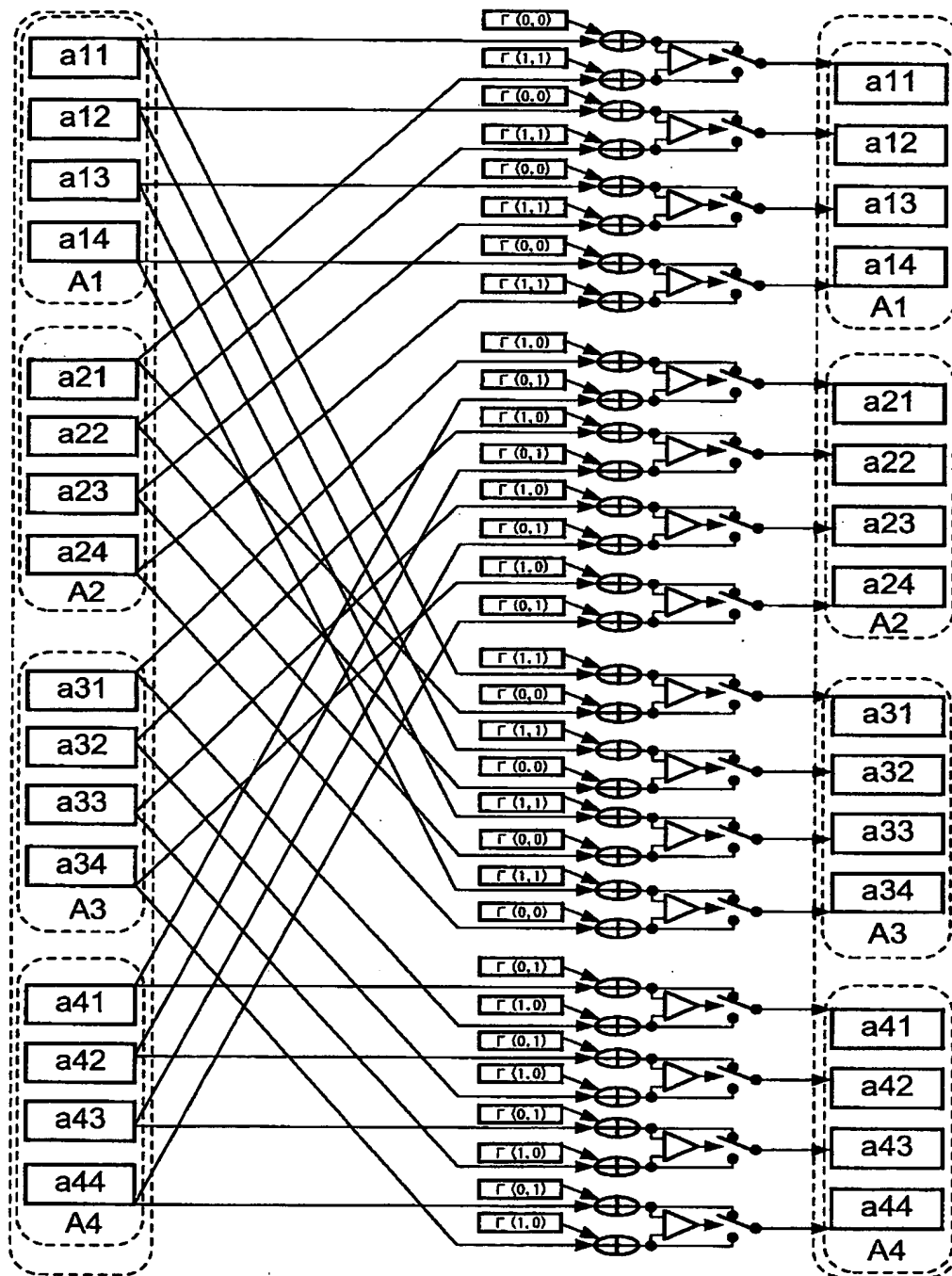
【図 6】



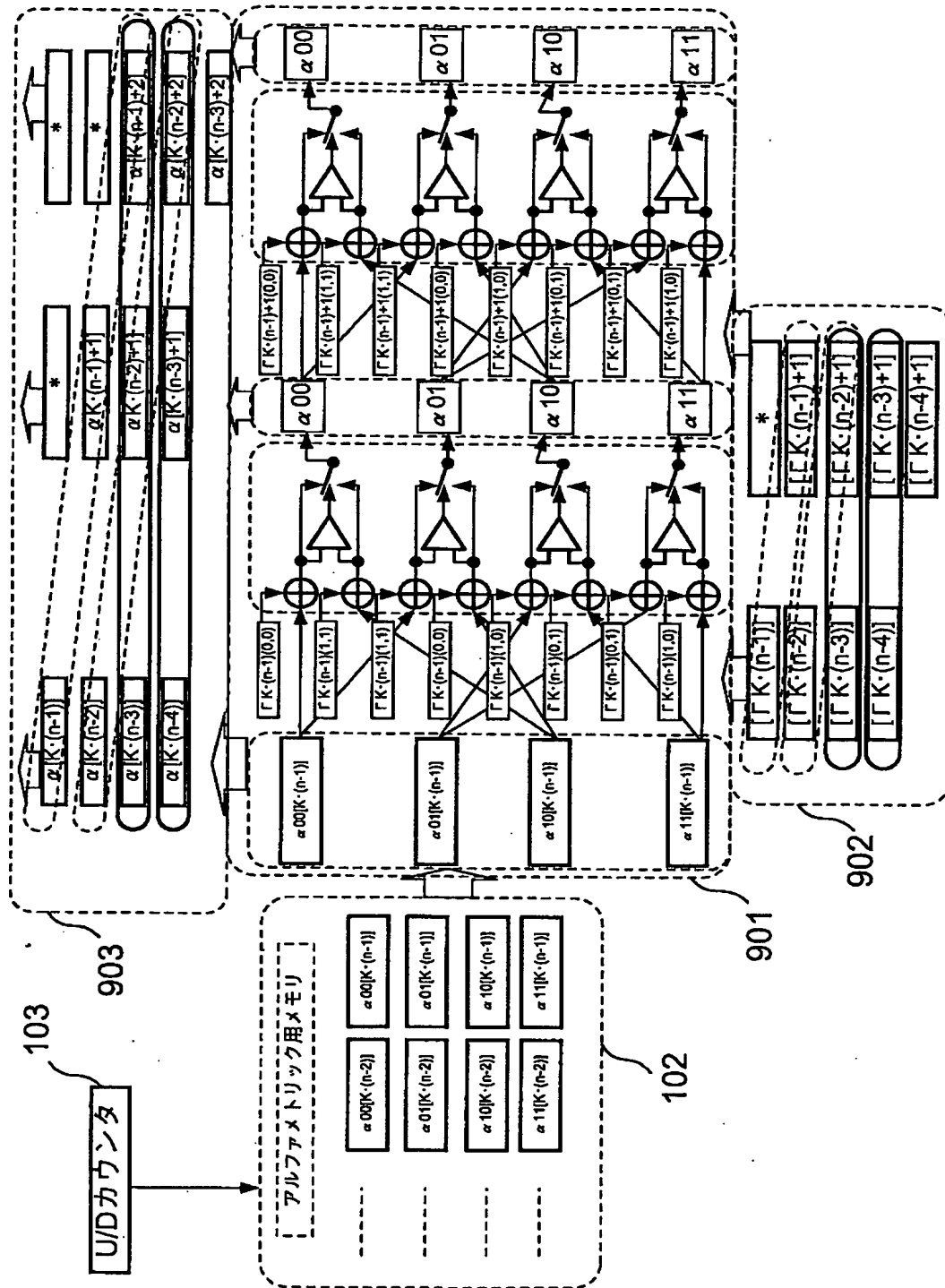
【図 7】



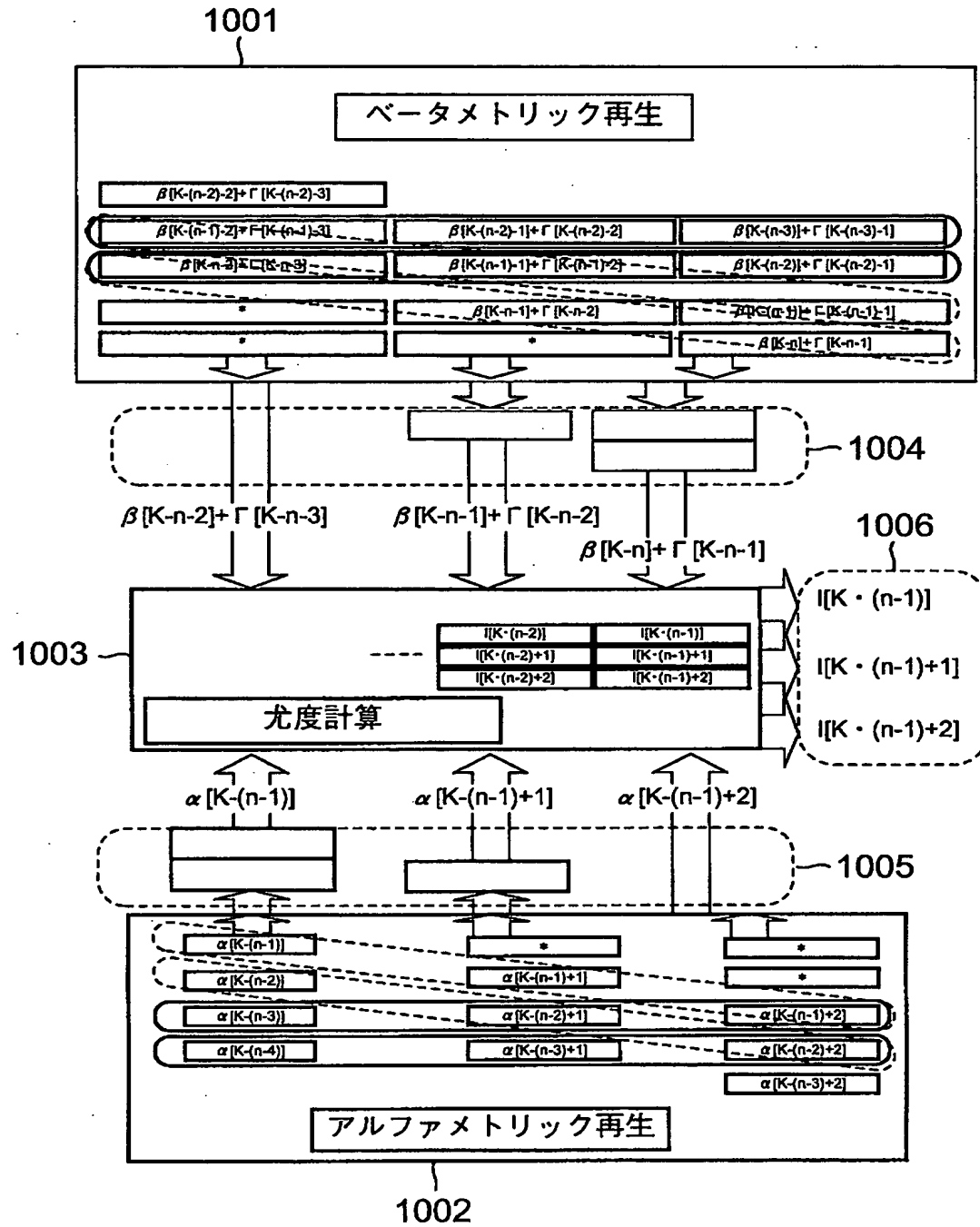
【図8】



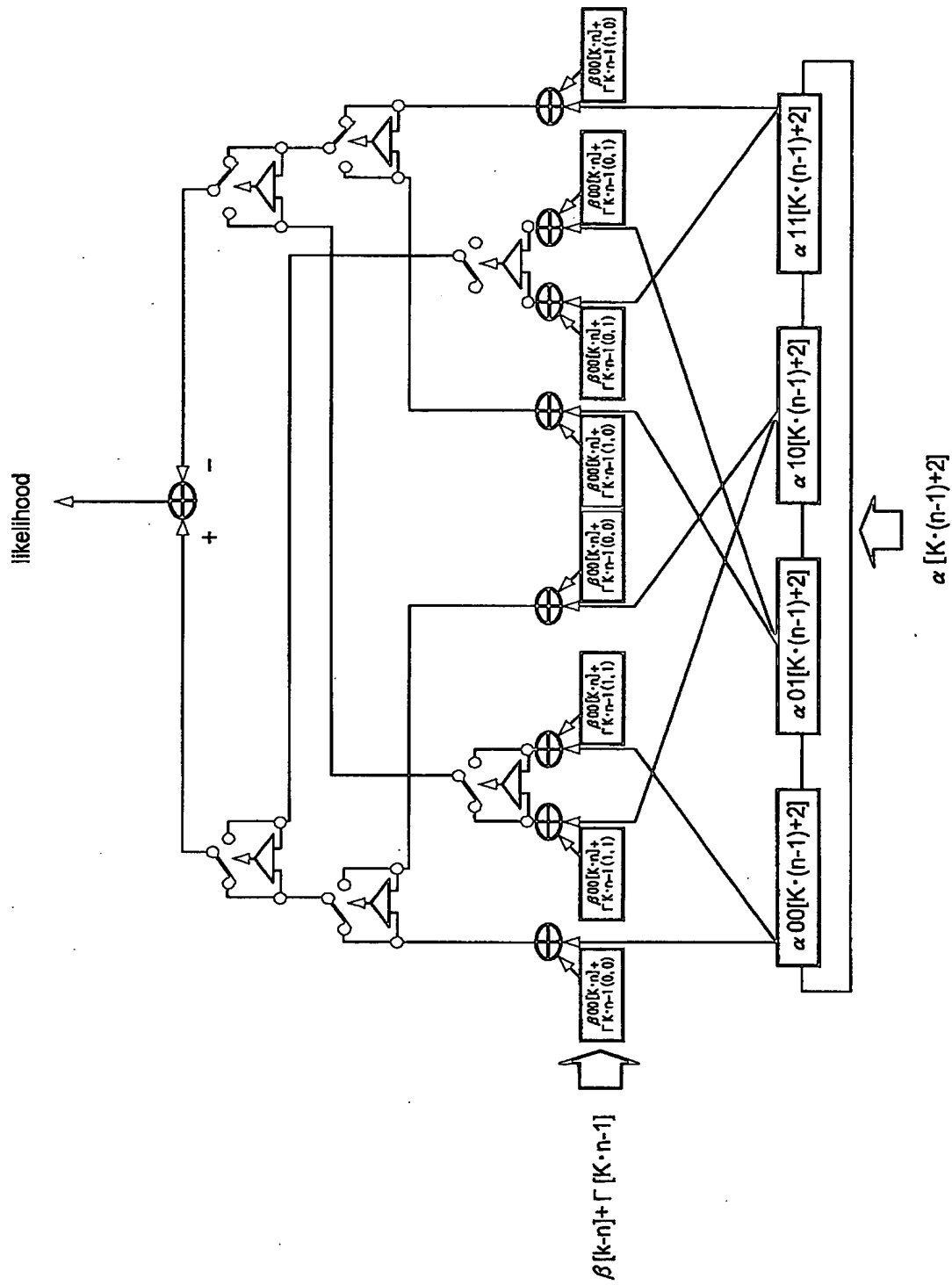
【図 9】



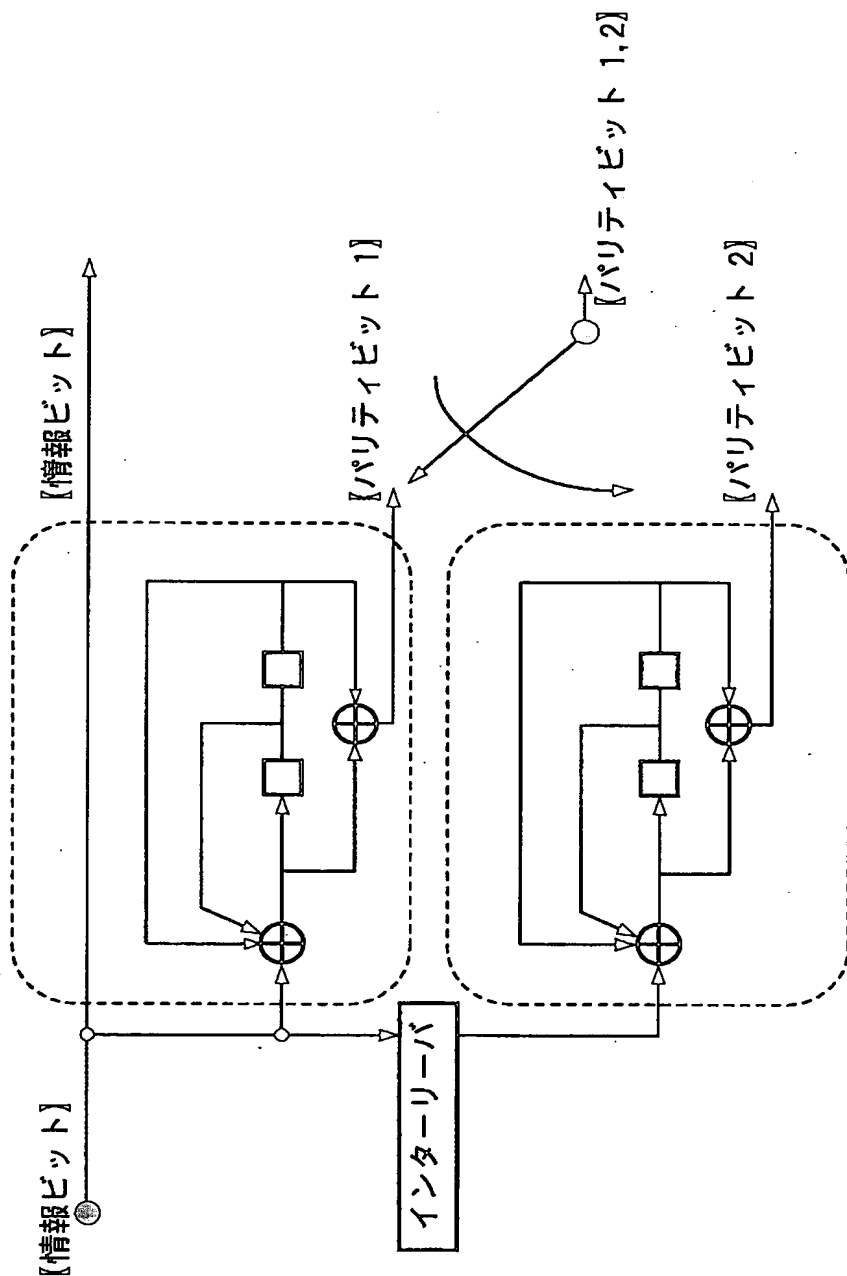
【図 10】



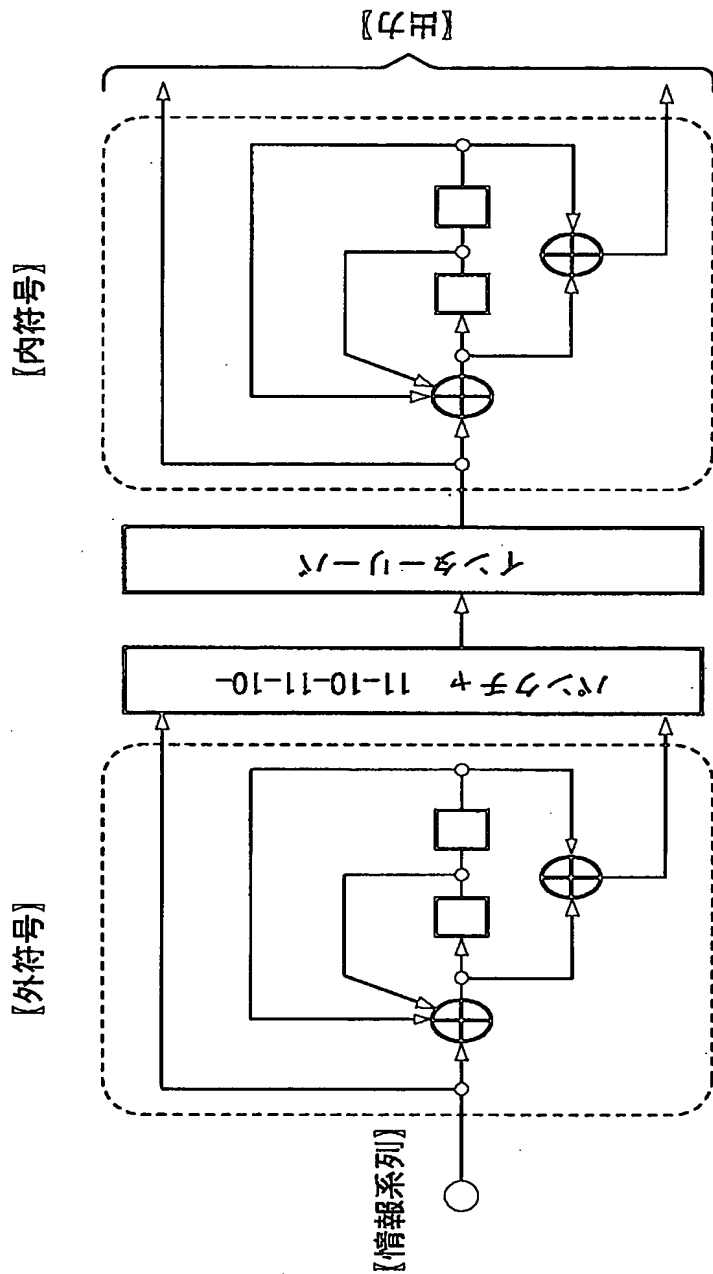
【図 11】



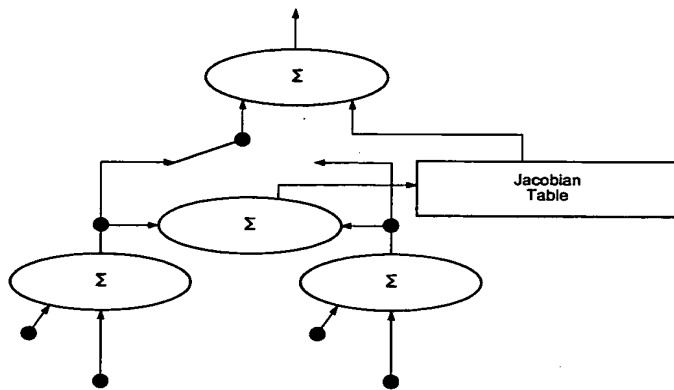
【図 12】



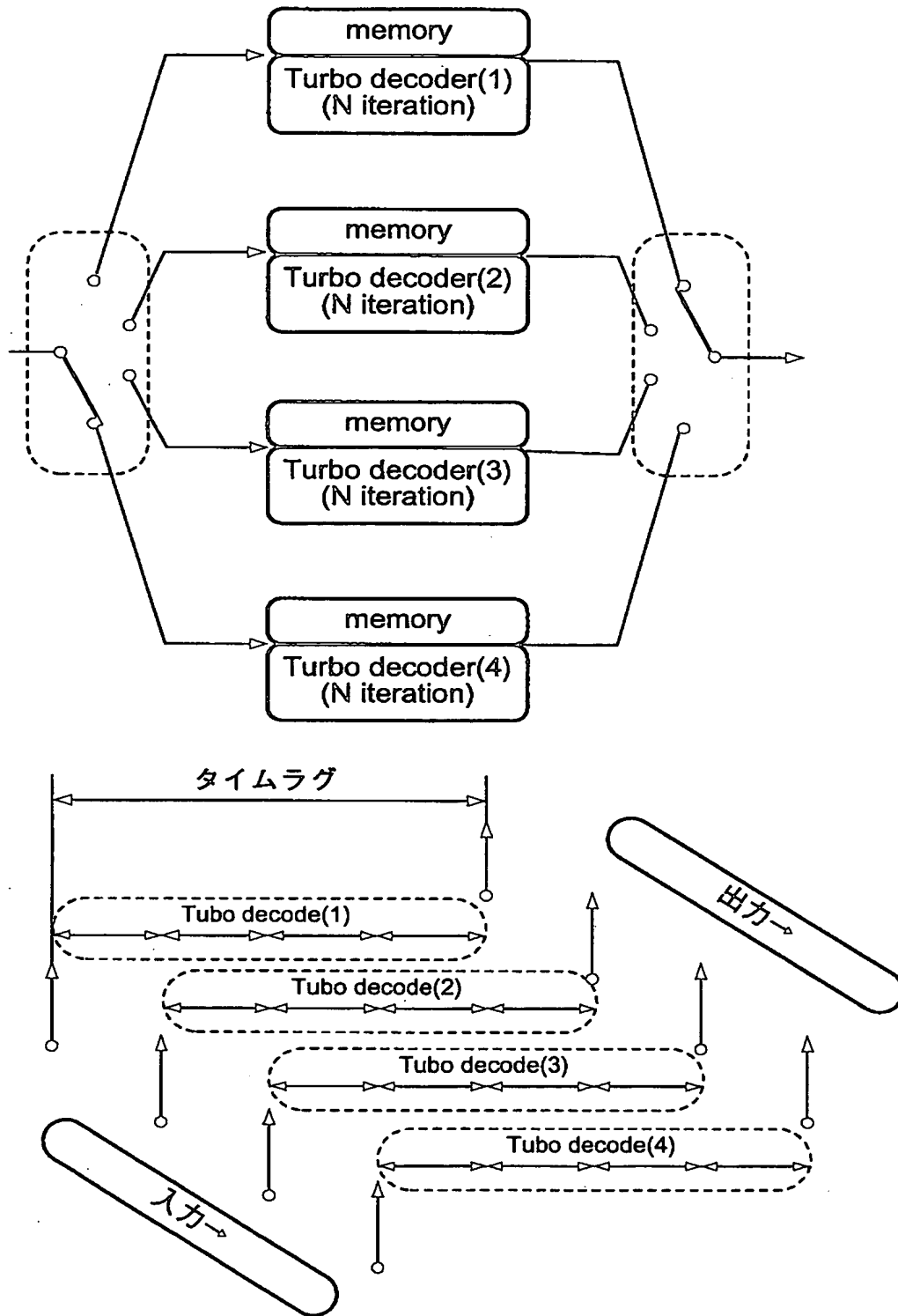
【図 13】



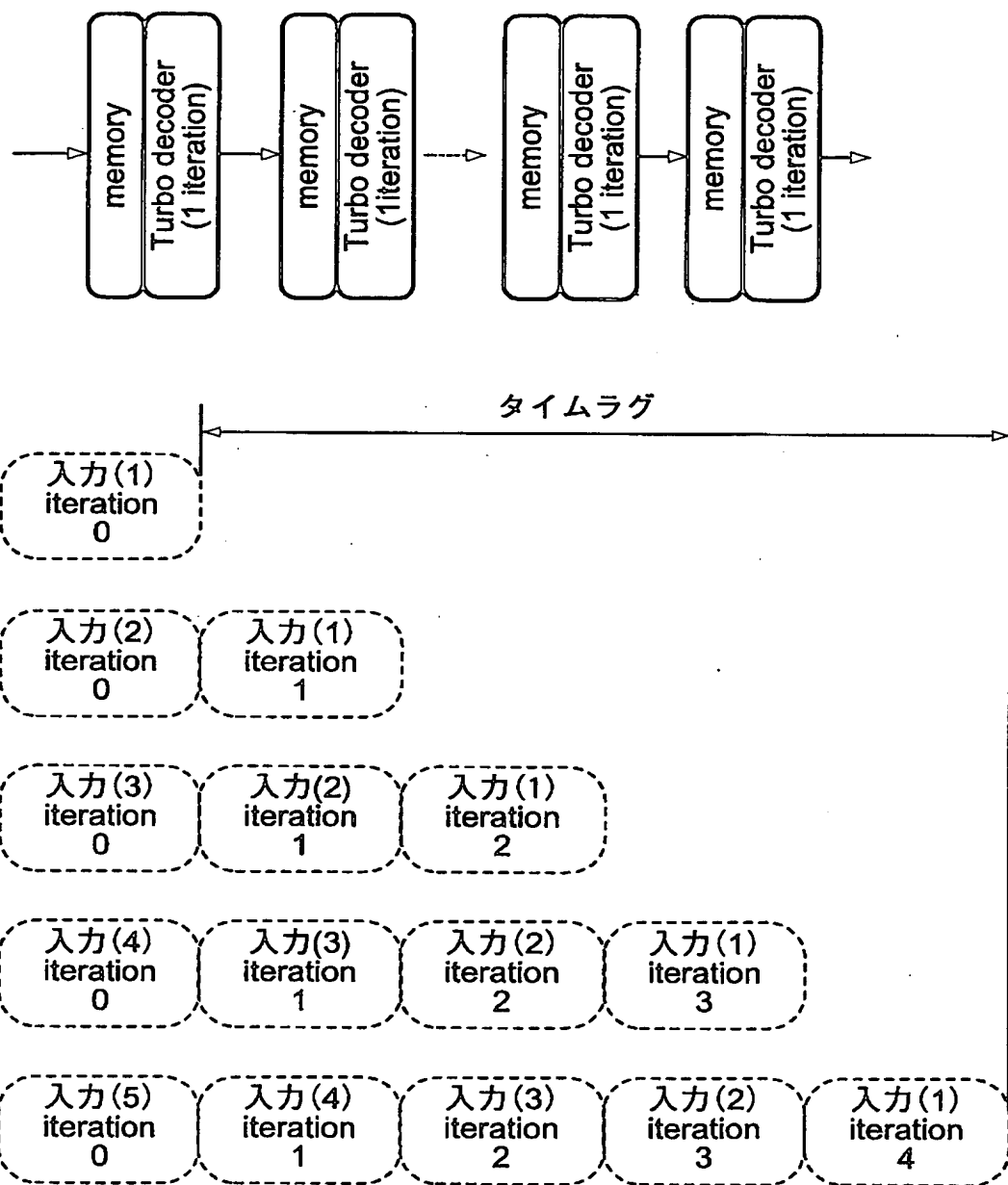
【図 1 4】



【図 15】



【図 1 6】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 高速性とインタラクティブ性が要求される通信において、強力な誤り訂正手段をメモリ容量の増大といった回路規模の増加を生じることなく更にタイムラグの少ない方法で提供する。

【解決手段】 BCJR (Bahl, Cocke, Jelinek, and Raviv) アルゴリズム或いはACS演算 (Add, Compare, Select 演算) によって近似したBCJRアルゴリズムを用いたターボデコーダで、BCJRアルゴリズムにおけるアルファメトリック演算及びベータメトリック演算の内一方の演算において、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、該演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、該K段毎のステートメトリックを蓄積する手段を有することを特徴として構成し、

もう一方の演算は、パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、パイプライン化されたガンマメトリックを入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、演算結果を入力としてステートメトリックを複数段 (K段) 毎に更新する手段を有し、K段毎のステートメトリック更新結果とパイプライン化されたガンマメトリックを入力とした複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有して構成し、縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を尤度演算の為の第一の入力として構成され、

パイプライン化された複数段のガンマメトリックを供給する手段を有し、前記蓄積されたK段毎のステートメトリックの値を第一の入力とし、該パイプライン化されたガンマメトリックを第二の入力として複数段の縦続構成からなるACS演算手段を有し、縦続構成からなるACS演算手段の各段の演算結果を元に尤度演算の為の第二の入力として構成され、

該尤度演算は、尤度演算の為の第一の入力及び第二の入力に対し遅延手段を用いて同期を合わせて尤度演算を行うことを特徴として構成される。

【選択図】 図 1

認定・付加情報

特許出願の番号	特願 2 0 0 0 - 1 3 9 4 9 3
受付番号	5 0 0 0 0 5 8 6 5 7 1
書類名	特許願
担当官	第八担当上席 0 0 9 7
作成日	平成 1 2 年 5 月 1 5 日

<認定情報・付加情報>

【提出日】 平成12年 5月12日

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [0 0 0 0 0 4 2 3 7]

1. 変更年月日	1 9 9 0 年 8 月 2 9 日
[変更理由]	新規登録
住 所	東京都港区芝五丁目 7 番 1 号
氏 名	日本電気株式会社